

PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 11-261623

(43)Date of publication of application : 24.09.1999

(51)Int.Cl.

H04L 12/46

H04L 12/28

H04B 7/26

H04B 7/26

H04J 4/00

(21)Application number : 10-291250

(71)Applicant : LUCENT TECHNOL INC

(22)Date of filing : 14.10.1998

(72)Inventor : CHUAH MOOI CHOO

(30)Priority

Priority number : 97 61790 Priority date : 14.10.1997 Priority country : US

98 77741

12.03.1998

98 83797

22.05.1998

US

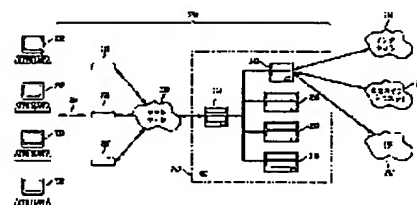
US

(54) METHOD FOR ESTABLISHING POWER LEVEL FOR DATA TRANSMISSION OF UP-LINK IN MULTIPLEX ACCESS SYSTEM FOR COMMUNICATION NETWORK

(57)Abstract:

PROBLEM TO BE SOLVED: To effectively use band width, which can be used in a radio communication network and which is restricted by giving band width by on-demand and efficiently deciding a transmission level required for up link data transmitting between respective remote hosts and a base station.

SOLUTION: A radio communication network 230 includes a base station 236 and a plurality of remote hosts 232 and adopts the protocol of on-demand multiplex access just queuing. A relative initial transmission power level is set for the power level of a rating open loop from the first remote host 232, and a short connection request message is transmitted. When transmission is unsuccessful, power is increased slightly and the transmission and power increment are repeated until the successful transmission is obtained. When transmission is succeeded, the power level at that time is stored and is used for up data transmission between the subsequent remote host 232 and the base station 236.



LEGAL STATUS

[Date of request for examination] 25.01.2000

[Date of sending the examiner's decision of rejection] 28.07.2003

[Kind of final disposal of application other than the examiner's decision of rejection or application converted registration]

[Date of final disposal for application]

[Patent number]

[Date of registration]

[Number of appeal against examiner's decision of rejection] 2003-20835

[Date of requesting appeal against examiner's decision of rejection] 27.10.2003

[Date of extinction of right]

Copyright (C); 1998,2003 Japan Patent Office

This Page Blank (uspto)

出 願 特願平10-291250 (平10.10.14)

公 開 特開平11-261623 (平11. 9.24)

公 告

登 録

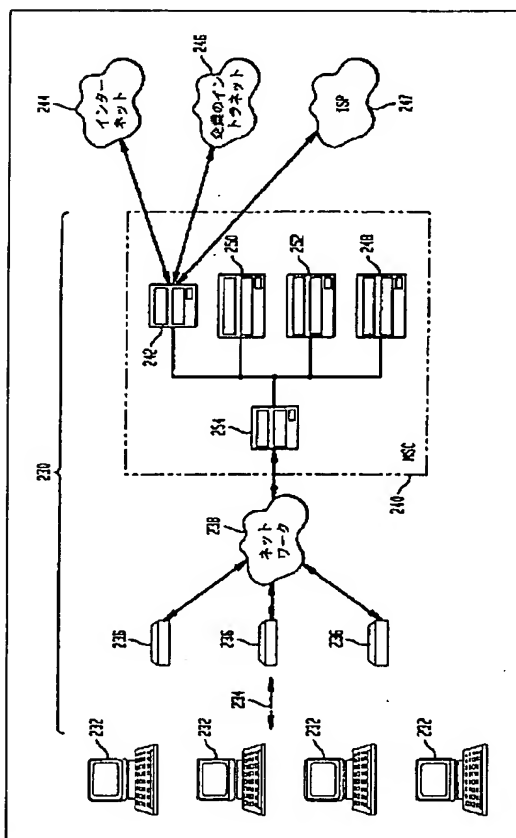
名 称 通信ネットワークのための多重アクセス・システムにおけるアップリンクのデータ送信のためのパワー・レベルを確立する方法

抄 録 【要約】 (修正有) 【課題】 時分割および周波数分割の多重無線で、送信パワー・レベルを確立する。【解決手段】 1つの基地局といくつかのリモート・ホストとを含んでいる無線ネットワークにおけるパワー・レベルが、先ず最初にリモート・ホストのうちの1つから基地局に対して短い接続要求メッセージを定格のオープン・ループのパワー・レベルに相対的に設定される初期パワー・レベルにおいて送信することによって確立される。最初の送信が不成功であった場合、パワー・レベルはあらかじめ設定しておくことができる量だけインクリメントされ、リモート・ホストから基地局への送信が成功するまで、送信およびインクリメントのステップが繰り返される。最後に、成功したパワー・レベルが記憶され、その特定のリモート・ホストと無線基地局との間のそれ以降でのデータ送信のために使われる。

出願人 ルーセント テクノロジーズ インコーポレ

発明者 ムーイチョーチュ

I P C H04L 12/46 H04L 12/28 H04B 7/26
H04B 7/26 102 H04J 4/00 H04L 12/28



This Page Blank (uspto)

TS/ISDNの呼出しを行い、そしてIETF PP Pプロトコルを実行することによって企業のネットワーク18にリモートに(たとえば、自分の家から、あるいは路上にいる間に)アクセスすることができ、企業にアクセスする場合、エンド・ユーザは企業のリモート・アクセス・サーバ16に接続するコストを支払う。ISPは関与しない。その私企業はエンド・ユーザを企業の内トラネット18またはパブリック・インターネット200いずれかに対して接続するためにルータ12Bを維持している。

[0006] エンド・ユーザは現在では電話を掛けるための費用と自分の家の電話回線の費用の両方をtelc oに支払っている。また、エンド・ユーザはISPのネットワークおよびサービスにアクセスするための費用もISPに対して支払わなければならない。現在、インターネット・サービス・プロバイダはインターネット・アクセス・サービス、ウェブ接続サービス、電子メール・サービス、コンテンツ・ホスティング・サービス、およびロギングをエンド・ユーザに対して提供する。機能および価格に基づいたマーケット・セグメンテーションが欠けていて、マーキングが低いために、ISPはマーキングを改善するための付加価値サービスを探している。短期的には、機器のベンダはISPがより高速のアクセス、バーチャル・プライベート・ネットワークング(パブリック・ネットワークをブライベート・ネットワークとして安全に使うための機能およびイントラネットに接続する機能)、ローミング・コンソーシアム、ブランチ・デクノロジーおよび特定のサービスの品質を提供できるようにしている。ISPに対するソリューションを提供できることを望んでいる。長期的には、インターネットおよびモビリティ上で音声を提供することが望ましい。そのとき、ISPはこれらの付加価値サービスを使って低マージンの厳しい競争から脱出できるようにになる。これらの付加価値の多くはネットワーク・サービスのゲテオリに入り、そしてネットワークのインフラストラクチャ機器を通じてのみ提供することができる。他の付加価値サービスはネットワークのインフラストラクチャから、ネットワークの付加価値のネットワーク・サービスのサポートを必要とするアプリケーション・サービスのカタゴリに落ち、一方、依然として他のものはネットワーク・インフラストラクチャからサポートを必要としない。特に、より高速のアクセス、バーチャル・プライベート・ネットワーク、ローミング、モビリティ、音声、サービスの品質、およびQoSベースのアプリケーションなどのサービスはすべて、高度化されたネットワーク・インフラストラクチャを必要とする。

[0007] 無線通信ネットワークは有線ネットワークの属く範囲を拡張することができるとする。しかし、無線ネットワークの周波数において得られるバンド幅は、有線ネットワークで利用できるものより速減はれることが多い。非同期伝送モード(ATM)などの有

線伝送システムは、マルチメディア・アプリケーションの高度なサポートのための異なるQoS(たとえば、一定ビット・レート(CBR)、可変ビット・レート(VBR)、および利用可能ビット・レート(ABR))のサービスを提供することができる。そのサービスを無線ネットワークに対して拡張することが望まれている。したがって、ATMと無線ネットワークと併合することに關する研究が現在多くの研究機関および研究所において行われている。アクセス層からトランスポート層までのすべてに影響する多くの基本的な問題が研究されつつある。無線ネットワークのエア・インターフェースにおける伝送形式としてATMを使うことに加え、ATMはセルラ・システムの有線インフラストラクチャに對しても改善されつつある。そのような有線インフラストラクチャには多重アクセスのエア・インターフェース技術(たとえば、CDMA、TDMAなど)をサポートすることができるようになる。

[0008] マルチメディアのトラヒックをサポートする無線ネットワークにおいて、効率的なチャネル・アクセスのプロトコルはすべてのトラヒックのサービスの品質要求を反映としてサポートしながら、制限された無線スペクトルの利用を最大化する必要がある。スロット型アロハ(Stotted Aloha)、PRMAなどの、いくつかのよく知られているチャネル・アクセス・プロトコルが、現在、無線データ・システムによって使われている。スロット型アロハは単純なプロトコルであるが、それはデータ・ユーザ間の衝突を回避するが、あるいは解決しようしないので、その理論的容量は0.37に過ぎない。さらに、スロット型アロハは可変長さパケットの効率的な伝送のために適していない。

[0009] 予約ベースのプロトコルは、パケットの送信を必要としているユーザに対して動的にチャネルのバンド幅を確保することによって、衝突を回避および解決しようとする。通常、そのようなプロトコルにおいては、チャネルはN個のスロットのフレームにグループ化されているスロットに分割されている。1つのスロットをさらにM個のミニスロットに細分することができる。普通、N₁個のスロットが予約の目的で使われ、残りのN-N₁個のスロットはデータスロットである。パケットを送る必要があるユーザは、M=M₁*k個のミニスロットのうちの1つにおいて予約送信要求パケットを送信する。その予約要求パケットが成功した場合、そのユーザまたは基地局がその予約を解放するまで、或る数のデータスロットがそのユーザに割り当てられる。予約要求パケットが成功しなかった場合、そのユーザは衝突解決法を使ってその予約要求の送信に成功するまで、それを再送信する。

[0010] ハイブリッドのファイバ/同軸ネットワークに対する多重アクセス・プロトコルがドージン(Doshin)他によって、「STM、ATMに対する広帯域多重

アクセス・プロトコル、およびハイブリッド・ファイバ/同軸ネットワークにおける可変データ・サービス」(A Broadband Multiple Access Protocol for STM, ATM, and Variable Length Data Services on Hybrid Fiber-Coax networks), Bell Labs Technical Journal, Summer 1996, 36~65ページの中で提案されている。無線環境に伴う多くの問題点を共有しているが、このプロトコルは斜りの多い無線リンク上での再送信および正しいパケットの配送を保証するために必要な送信パワー・レベルの確立の扱いなど、無線アクセス方式の設計において遭遇するユニークな問題に対して完全には対処しない。この方式は競合予約スロットのアイデアを提案するが、それは競合スロットの数をキュー・サイズの情報に基づいて動的に変更することができると柔軟性の高い方式を提供しない。

[0011] カロル(Karol)他は「分散型キューイング要求更新多重アクセス(Distributed Multiple Access)」方式(IDQRUM A)を提案している[カロール他「無線パケット(ATM)ネットワークのための効率的なデマンド割り当て多重アクセス・プロトコル(An efficient demand-assignment multiple access protocol for wireless packet(ATM) networks 1, 267~279ページ, 1995)。この無線アクセス方式では、新しいユーザが衝突の確率の間にバンド幅を要求するために、前のラウンドでの予約スロット競合の成功率を利用することができない。また、この方式は公平なキューイング技法を利用せず、したがって、競合しているソース間で公平にバンド幅を割り当てるためのサービス・タグを使用しない。

[0012] チャネル・アクセス・プロトコルの設計における1つの重要な主題は、アプリケーションおよびアップリンクのパケットの送信順序を決定するために使われるスケジューリング技法の選択である。すべて公平なキューイングにおける変形版である多くのスケジューラが、有線ネットワークのために提案されている[たとえば、S. J. ゴールスタニ(Golestani)の「広帯域アプリケーションのためのセルフ・クロック型の公平キューイング方式」(A Self-Clocked Fair Queuing Scheme For Broadband Applications), Proceedings of IEEE Infocom, 1994; パレク(Parekh)およびガラガ(Gallagher)の「統合型サービス・ネットワークにおけるフロー制御に対する一般化されたプロセッサ共有の方法: 単独ノードの場合」(A Generalized Processor Sharing Approach To Flow Control In Integrated Services Networks: The Single Node Case), IEEE/ACM Transactions On Networking, 1(3): 344~357ページ, 1993年6月; L. チャン(Chang)の「バーチャル・クロックのアルゴリズム」(Virtual Clock Algorithm), Proceedings of ACM Symposium, 1224~1231ページ, 1992参照)。これらはすべて、各サブ・クラスがそれ自身のサーバをその与えられたレートで所有しているかのように、バンド幅の共有に対するアクセスを提供する効果をする。

[0013] パレックおよびガラガの重み付けられた公平キューイング方式は実装するのが困難であり、したがって、セルフ・クロック型公平キューイング(SCFQ)方式がゴールスタニによって提案された。SCFQの場合、サービス・タグは次のように計算される。

$$F_k^{i,j} = \frac{L_k^{i,j}}{r_k} + \max(F_k^{i,j-1}, R(a_k^{i,j})) \quad (1)$$

に設計されているが、それは無線環境において機能するために修正されなければならない。特に、ゴールスタニのアルゴリズムはサーバ(基地局)が遠隔の場所にあるので、キュー・サイズに関する完全な情報を得ないために伝送のスケジューリングを扱う方法、あるいは消失したパケットの再送信を扱う方法のいずれにも対処しない。

[0014] ルー(Lu)他(イリノイ大学)は「理想化された重み付き公平キューイング」アルゴリズムを提

ニのセルアップクロッキング型公平キューイング・アルゴリズムの変形版を使う。

【0026】本発明のオン・デマンド多重アクセス公平キューイング(ODMAFQ)方式はアクセス要求チャネルおよびパケット送信チャネルがスロットごとのペーシングで形成されるタイム・スロット型のシステムである。タイム・スロットの長さは実装されている特定のシステムに基づいて選ばれる。1つの例として、これは1つのATMセルのペイロードに無縁およびVMA C固有のヘッダを加えたものを送信するのに必要な時間に近い値にすることができる。アップリンクおよびダウンリンクのトラヒックのマルチプレックスはTDDおよびFDDHのシステムに対する時刻割当スケジュール(TDD)に基づいている。送信するパケットを持っているリモート・ホストは、要求チャネルを経由して基地局に対してアクセス要求を送信する。各リモートがそのように要求を行う正確な方法は、そのリモートのトラヒックがパースト性であるか、あるいは一定のビット・レートであるかどうかによって変わる。

【0027】要求チャネル上での送信は多重アクセスのベースで行われる。正常なアクセス要求を受信すると、基地局は要求テーブルの中の該当のエントリを更新する。要求テーブルはそのセルの中すべてのリモートおよび有線ホストのそれぞれに対して1つのエントリを含む。各エントリはリモート/有線ホストの識別タプルおよび、サービス・タグを含んでいる関連のフィールドを含む。タグの値が1である場合、その特定のホストが他に送信するパケットを持っていることを示すために、好みで使われている。有線ホストは基地局に対してローカルであるので、それらは要求アクセスのプロセ

スを実行する必要はない。

【0028】基地局はそのアップリンクおよびダウンリンクのトラヒックの送信をスケジュールし、そしてポートされているすべてのホストの現在のバンド幅のニーズ以外に、トラヒックの特性およびQoSの要求条件に基づいて、バンド幅を動的に割り当てる。基地局に知られているすべての有線ホストの現在のキュー情報および予約要求を通じて、その基地局に対して送られてくるリモートのキュー情報によって、ホストからのパケットの送信順序をスケジュールするためにサービス・タグが使われる。予約要求は既にスケジューラされているアップリンク送信の上にビギンバックされるか、あるいは融合モードにおいて要求アクセス・チャネルを経由して基地局に送られるかのいずれかである。

【0029】ODMAFQ方式の1つの実装形態が図2に示されている。リモート・ホスト2210は要求アクセス・チャネル2220を経由して基地局2212に対してアクセスを要求する。正常な要求がスケジューラ2230に送られ、それはリモート2210および有線ホスト2240の両方に対して、それぞれの送信すべき

のパケットがあった場合、リモートは次のパケットのためのバンド幅予約要求を現在のパケットに乗せて(ビギンバックして)2370において送られるようにする。このビギンバックは融合しない予約要求として働き、したがって、バッファが空であるリモートの到着しているパケットだけが、アクセス要求を送るためにリモートを送り始める。

【0032】図3～図9Dに関してここで説明されているのは、周波数分割多重伝送(FDDH)モードおよび周波数分割多重伝送(FDDF)モードに対する拡張を含めて、本発明の原理に基いてインターネット・アクセス・システムに対する媒体アクセス制御(MAC)方式のためのフレームのフォーマットの説明的な例である。したがって、図23に関して説明されているオン・デマンド多重アクセス公平キューイング(ODMAFQ)方式を使って周波数分割の半二重伝送および全二重伝送モードの両方においてネットワーク制御を提供することができ、ここで示されているフレームのフォーマットは例が示されているだけであり、本発明の分野の技術に普通の技量を有する人に加えて、本発明のフォーマット、そして無線送信に適しているフォーマットは発明の範囲に入っている。

【0033】FDDHおよびFDDFのモードの両方において、アクセス・ポイント(A/P)はリモート・ホストに対してダウンリンクの周波数(1で送信し、一方、リモート・モードはA/Pに対してアップリンクの周波数(2で送信する。図3および図4はダウンリンクおよびアップリンクのフレーム構造を、それぞれFDDHの場合に対して示している。ダウンリンクおよびアップリンクの送信時間(長さ)は同じである必要でないことに留意されたい。たとえば、ダウンリンクとアップリンクの送信時間の比が4:1である(ダウンリンクの送信がアップリンクの送信より長い)のが最適であることをトラヒックのキャラクタリゼーションが示している場合、ダウンリンクのフレーム・サイズに4x msを割り当て、アップリンクのフレーム・サイズにx msを割り当てる場合に、最適の性能が得られる。

【0034】図3に示されているように、本発明のFDDH方式に対するダウンリンク・フレームは物理層のオーバーヘッドを含む可能性がある。それらは、たとえば、ガードおよび/またはプリアンブルのビット310(同期用のビットとして使うことができる)、媒体アクセス制御(MAC)のヘッダ312、成る種のビーコン・メッセージなどの各種の制御メッセージ314、送信許可320、次のアップリンク・フレームに対するミニスロット情報350、および送信スケジューラ322、前のアップリンク・フレームにおけるミニスロットの予約のためのアノレッシング・フレーム(ACK)、前のアップリンク・フレーム330の中で送信されたデータに対するアノレッシング・プロードキャスト/マルチキャスト

・データ・メッセージ360、ユニキャスト・データ・メッセージ380、および先行している各データ・メッセージに対するフレーム・チェック・シーケンス(FCS)355などがある。たとえば、ダウンリンク・フレームは送信許可、ミニスロットの予約のためのアノレッシング・プロードキャスト・メッセージだけから構成することができる。

【0035】いくつかの制御メッセージはプロードキャスト・メッセージ360の一部であることが好ましく、それは負荷制御、予約ミニスロットに関する情報、フロー制御情報、アノレッシング・プロードキャスト・メッセージ・パラメタなどを含むことができる。負荷制御の情報はそのA/Pについて登録されたリモート・ノードの数などの、単純なものであってよい。あるいは、アクティブなリモート・ノードの等価数などのもっと高度なものであってよい。負荷制御は許可制御およびA/P間での負荷バランスのために使うことができる。ミニスロットの情報は次のアップリンク・フレームがあれば、その中で、存在する予約ミニスロットの数、およびそれらのロケーションを記述する。フロー制御情報はコネクション・クッキー(Cookie)(アイデンティティ)およびXon/Xoffの指示を含む。

【0036】アップリンクのユニキャスト・トラヒックに対するアノレッシングメント340はプロードキャスト・メッセージの一部であるアノレッシングメント・ビットのような単純なものであってよい。あるいは、もっと高度なもの、たとえば、そのコネクションのアイデンティティおよびアノレッシングされるべきメッセージのシーケンス番号を指定する別のユニキャスト・メッセージである。前者の場合、アップリンク送信がN個の固定の基本スロットを備えたフレーム構造を使う場合、必要なアノレッシングメント・ビットは最大でもN個で済む。後者の場合、各メッセージが別々のフレーム・チェック・シーケンス(FCS)を持つ必要がある。「隠れた(hidden terminal)の問題」のために、送信されるすべてのフレームがアノレッシングされる必要があることに留意されたい。

【0037】データスロット380は複数のリモート・ノードからの送信を含む。各リモート・ノードからの送信はガード・ビット、プリアンブル・ビット、フレーム制御ビット、アノレッシングメント、および/またはデータ・メッセージを含む。フレーム制御ビットのうちの1つは「more」ビットであり、それはそのリモート・ノードには送信すべきデータがまだ残っていることを示す。代わりに、単に「more」を使うだけでなく、送信されるために残っているバイトの数、あるいは固定サイズのパケットの数を特に指定することができる。

【0038】図4に示されているように、FDDHのアップリンク・フレームは一般に融合期間410および融合のない期間415から構成される。融合期間410は

1つまたはそれ以上の組合スロットを含み、各組合スロットは組合データスロット420または組合予約スロット422のいずれかである可能性がある。組合の不明瞭4115は前のダウンリンク・スロットに対するアノレジメンメント440および複数データスロット480および486から構成される。必要な場合、これらの組合スロット420および422は一緒にまとめられるのではなく、フレーム全体がわたって一様に分布されるようにすることができる。各組合予約スロット422はさらにk個のサブスロット430に分割することができ、それぞれが予約ミニスロットと呼ばれる。各ミニスロット430は1つのリモート・ノードのアイデンティティを含めるのに十分な長さ、一般には約300バイトである。組合スロット420は小さなデータ・パケットを送信するためのデータスロットとして利用することもできる。組合のない期間4115は純粋のACKフレーム440、純粋のデータ・フレーム480、および/またはデータ488およびACK490の部分の両方を含んでいる組合せのフレーム486を含むことができる。

[10039] ミニスロット430の数は動的に変更される可能性がある。たとえば、組合予約スロット422の中にk個のミニスロットがあり、組合スロットが合計N個ある場合、そのうちのN1が予約スロット422であり、それは合計N1*k個のミニスロットを含んでいる場合、残りの(N-N1)個のミニスロットが現在組合のデータスロットである。そのシステムに必要な予約ミニスロットの最小個数および最大個数がある場合、利用できる予約ミニスロットの数は選んでいるミニスロットと全体のアップリンク・キューの長さのパーセンテージに基づいて動的に変更することができる。ミニスロットの数を動的に変更するためのいくつかの方法が図12A〜図12Dに関連して後で説明される。

[10040] システムに対してアクセスを得ようとしているリモート・ノードに対して異なる優先度を割り当てるために、M1=N1*kのミニスロット(ここでN1は組合予約スロットの数である)各種のグループに分割することができる。たとえば、MACのアドレスが特定の範囲内にあるリモート・ノードのグループはM2個までのミニスロット(ここでM2<M1)にだけランダムにアクセスすることが許され、一方MACアドレスが別の範囲内にあるリモート・ノードの高い優先度のグループはM1個までのミニスロットにランダムにアクセスできるようにすることができる。代わりに、優先度のクラスはMACアドレスではなく、コネクションのアイデンティティに基づいてノードに対して割り当てることができる。優先度割り当て機能は特に有用である。たとえば、病院または警察の緊急の応答を必要とする機関に対して特に有用であり、通常の無線モデムよりアクセスの優先度が高い無線モデムを優先することによって実現することができる。また、この機能は高いアクセス優

に、Tr 530+Tap 540の時間だけ前に544のアップリンク・フレームを受信する。ダウンリンク・フレームn+1566は無線モデムによって伝播遅延時間Tp 520の後に576として受信されている。無線モデムはアップリンク・フレームn+1506をエンド・システムにおいて処理時間Tpe 550の後に送信し、そしてそれはAPにおいて516として伝播遅延時間Tp 520後に受信される。アップリンク・フレームn+2の送信508および受信518と、ダウンリンク・フレームn+3の送信568および受信578に対して同様な同期化が発生する。

[10041] 基本のダウンリンクMACフレームの構造はいくつかのサブフレームから構成されているフレームである。整数の数のフレームから作られているスーパーフレームを定義することもできる。フレームの持続時間は、実際の物理的な送信レートによって変わる。たとえば、それは2msに固定されていて、1つのフレームの中に含まれているサブフレームの数は変化することがある。厳しい条件がない場合、そのサブフレームの長さを可変にすることができ、そうでない場合、その長さのスーパーフレームの厳しい遅延時間の条件を満たすために、各フレームを同期転送領域(STTR)と非同期転送領域(ATR)とに分割し、そのような遅延時間の条件があるスーパーフレームの時間内に固定のバンド幅を受け取れるようにするのがよい。各領域をさらに基本スロットに細分することができる。

[10045] 図6Aは本発明による一般的なMAC層のダウンリンク・プロトコラスト・サブフレームのフレーム・フォーマットの具体例を示している。この例のMACフレームには、17バイトのMACヘッダ620、フレーム・ボディ622、および2または4バイトのフレーム・チェック・シーケンス(FCS)624があり、これ以外に物理層のオーバーヘッド601(ガードおよびプリファンプ・ビット)がある。MACヘッダ620は、通常は少なくともフレーム制御ビット、発信元および受信先のMACアドレス、およびフレームの持続時間を含んでいる。図6AのMACヘッダの具体例は、1バイトのフレーム制御(FC)フィールド602、2バイトのフレーム持続時間フィールド630、6バイトの発信元のMACアドレス632、6バイトの宛先MACアドレス634、および2バイトのシーケンス制御フィールド636を含む。シーケンス制御フィールド636は12ビットのシーケンス番号と4ビットのフラグメント番号に細分されている。明らかに、必要なヘッダ・フィールドのタイプによって変わるが、任意の他のMACフォーマットを使うこともできる。フレームのフォーマットはそのシステムを最も効率的にするような方法で実装されるのが好ましい。

[10046] 図6Aの具体例の1バイトのフレーム制御フィールド602は、2ビットのプロトコル・バージョン

ン識別子604、1ビットの「more fragment」(フラグメントがまだ他にもある)」の指標606、1ビットの「再送信」指標608、1ビットのXofn/Xoff(信号616、1ビットの暗号化オン/オフ・フラグ(WEP)614、1ビットの「more data」(データがまだ他にもある)」指標612、およびパワー・マネジメント、オン/オフ610のための1ビットのフラグを含む。これらのフィールドがすべて不要である場合、任意の残りのビットを将来のために予約しておくことができる。他の実装もまた可能であり、発明者によって考慮されている。

[10047] 本発明によるプロトコラストまたはスーパーフレームのダウンリンク・フレームのフォーマットが図6Bに示されている。図6Bのこの特定の具体例において、フレーム・ボディ622は、ピーコン・メッセージ640、前のアップリンク予約ミニスロット626に対するアノレジメンメント、送信許可650、送信スケジューリング660、プロトコラスト/マルチキャスト・メッセージ670、および前のアップリンク・データ628に対するアノレジメンメントを含む。フレーム・ボディ622の後にフレーム・シーケンス624が続き、フレーム・ボディ622の前にはMACヘッダ620があり、それは1バイトのフレーム制御(FC)フィールド602、2バイトのフレーム持続時間フィールド630、6バイトの発信元のMACアドレス634、および2バイトのシーケンス制御フィールド636から構成されている。

[10048] 図6Cは図6Bのピーコン・メッセージ640(図3の314)のフォーマットを示している。ピーコン・メッセージのボディ614は一般に、メッセージ長フィールド、APのアイデンティティ(米国電気・電子通信学会(IEEE)の標準規格802.11においてESS-IDおよびBSS-IDと呼ばれている)、送信のパワー・レベル、ピーコンのインターバル、タイムスタンプ、負荷測定、オプションのFCSおよび機能情報を含む。ピーコン・メッセージの機能情報は、FDD/FDDHドアップション、許可されるユーザの最大数、最大のペイロード・サイズ、セキュリティ・オプション(暗号化が使われているか、あるいはどのような暗号化のフォーマットがサポートされているかなど)、再送信の最大回数、ダウンリンク/アップリンクの送信時間比、アップリンク・フレームのサイズ、ミニスロットのサイズ、サービスの品質(QoS)の機能などの情報を含むことができる。負荷測定情報がある場合は、それは一般に関連付けられているリモート・ノードの数を、ピーコン・メッセージのボディ614はその前にタイプ642の「制御」およびサブタイプ644の「ピーコン」のフィールドが付いている。

[10049] 図6Dは図6Bの具体例の送信許可のフォーマット650(図3の320)を示している。送信許可

および物理層のヘッダを含め、1つの予約済みデータスロット826が各ATMのPDUの送信のために割り当てられる。可変長(VL)のPDUに対する送信バージョンは可変ペイロードにATMのPDUに対して必要なパケットを可変ペイロードに加えたものを含む。可変長のPDUの場合、各APがVLのPDUに対して可能な限り連続している予約済みデータスロット826を割り当てようように、セグメント化を最小化する。図8を参照し、[0061] 図8は無線であるので、競合を避けるために追加の予約済みデータスロットを要求するための予約済み送信バーストの中の1つのフィールドがあることが理想的となる。キューの長さの情報を提供するスケジューリングの規律(たとえば、セルブックロッキング型公平キューイング規律)が使われるとき、次のパケットのサイズ、あるいは固定サイズの残っているパケットの数が、そのソースからの将来のデータ転送のためのバンド幅を予約するために指定される。ファースト・カム・ファースト・サーブ、またはラウンド・ロビンのキューイング規律が使われているとき、MACヘッダのフレーム制御フィールドの中の「more」ビットを同じ目的に利用することができる。

[0062] アップリンク・フレームにおいて、一定ビット・レートの送信がある場合、それは競合のセットアップ時に決定された固定の同期転送速度(STR)のスピード位置の中にある。新しい非同相転送のために、無線ノードのモデムはその利用できる額定ミニスロット822のうちの1つをランダムに選択し、それ以降のフレームにおいてATM/VLのバーストが送られるためのバンド幅を要求する。「新しい」非同相転送キューが空であるコネクションへの新しいパケットの到着とて定される。次に、APは衝突を識別し、そして次のダウンリンク・フレームの中の予約ミニスロットのアクロエッジメント・フィールドを理由して無線モデムにその衝突/成功のステータスを通知する。代表的なアップリンク・フレームが図8Cに示されている。フレームにおいて受信されたデータに対するACK832、およびアップリンク予約済みデータ・フィールド826を含んでいる。APは実装されているサービス(キューイング)規律の記述に従って、次のアップリンク・フレームに対してATM/VLのスケジューリングをスケジュールする。この情報は送信許可およびスケジューリングの中のダウンリンク・フレーム(図示せず、図3参照)を理由してそのリモート・ノードにあるモデムに対して送られる。

[0063] 図8Dは図8Cのアップリンク・フレーム予約ミニスロット822に対するフレーム・ファーマット例を示している。そのフレームは第1のMACアドレスおよび2バイトのシーケンス制御フィールドだけを含んでいる。そのフレームは第2のMACアドレス、その次のコネクション・アイデンティティ(CI)フィールド842

およびフレーム・チェック・シーケンス(FCS)844を含んでいる。

[0064] 図8Eは純粋のアクノレジメント・アップリンク・フレームに対するフレーム・ファーマットの一例を示している。このファーマットにおいて、フレームACヘッダ848の次に、タイプ・フィールド850「データ」およびサブタイプ・フィールド852「ACK」、コネクション・アイデンティティ(CI)フィールド854、シーケンス番号ACKフィールド856、およびFCS858が続いている。

[0065] 図8Fは純粋のデータ・アップリンク・ミニキャスト・フレームに対するフレーム・ファーマットの一例を示している。このファーマットにおいては、フレームMACヘッダ860の次に、タイプ・フィールド862「データ」、コネクション・アイデンティティ(CI)フィールド864、データ・フィールド866、およびFCS868が続いている。図8Gはアクノレジメンメントおよびデータのアップリンク・フレームの組合せに対するフレーム・ファーマットの一例を示している。このファーマットにおいては、フレームMACヘッダ870の次に、タイプ・フィールド872「データ」およびサブタイプ・フィールド874「データ+ACK」、コネクション・アイデンティティ(CI)フィールド876、シーケンス番号ACKフィールド878、およびFCS878が続いている。図8Hはアクノレジメンメント、データ、および「more」アップリンク・フレームの組合せに対するフレーム・ファーマットの一例を示している。このファーマットにおいては、フレームMACヘッダ880の次にタイプ・フィールド882「データ」およびサブタイプ・フィールド884「データ+ACK+more」、コネクション・アイデンティティ(CI)フィールド886、シーケンス番号ACKフィールド888、moreデータ・フィールド890、およびFCS858が続いている。

[0066] 上記の具体例はアクセス制御の実装およびネットワークへのリモート・ノードの許可のための特殊メッセージを提供するために、IEEE802.14標準を採用している。特定の例として、アップリンクのパケット幅が2.56Mbpsであるシステムにおいて、ランプ・アップ・タイム4μs、32シンボルのプリアンブル(QPSKを仮定して25.0μs)、そしてターンプ・タイム4μsである。これらのパラメータのために、物理層のPDUの各エンディにおいて20ビットのガード・タイムおよび64ビットのプリアンブルが必要となる。このシステムにおいては、2msのアップリンク・フレームは640バイトに対応する。フレームがSTRおよびATRの両方から構成され、そしてSTRの中の各基本スロットの長さが27バイトであると仮定し

て、1つのSTRスロットを備えたフレームも、たとえば、10個の予約ミニスロット(各基本スロットが5つの予約ミニスロットに変換されている)、2個のデータ競合スロット、および5個の予約済みデータスロットを、ATMのPDUまたはVLのPDUに対して持つことができる。

[0067] 図11に示されているように、ダウンリンクのブロードキャスト・マルチキャスト・メッセージをペーキング要求メッセージとして使うことができる。ペーキング要求およびそれに関連付けられている応答メッセージは、有線ネットワーク上のPCが無線ネットワーク上の別のPCを呼び出すことができるようにするために提供されている。ペーキング要求メッセージは有線のホストまたは別の無線のモデムが、送信したいということを無線のモデムに知らせるために有用である。受信されたペーキング要求メッセージの中にIDが含まれている無線モデムは、その無線モデムとアクセス・ポイントとの間に現在コネクションが存在しない場合の接続要求以外に、ペーキング応答メッセージで応答する。ペーキングの機能はローカル・サーバを必要とする。ローカル・サーバは、必要であればPPPサーバと同じ場所に置くことができる。その方法は無線ネットワークを經由してアクセスされるPCが、より効率的にアクセスされるIPアドレスを持ついないときに普通使われる。

[0068] 図11に示されているように、PC21002が無線モデム1106に付加されているPC11104に対する呼出しを起動できるようにするため、ペーキング予約メッセージが定義されている。起動しようとしているPC(PC2)1102は、Call-initiateメッセージ1110を、そのホーム・レジストレーション・サーバ1116を定義するロケーション/PPPサーバ1112に対して送信する。ホーム・レジストレーション・サーバ1116は次に正しいWH/IWFを識別し、Call-initiateメッセージ1118をAP1120に対して中継する。次に、AP1120はペーキング要求1130を、PC11104が関連付けられている無線モデム1106に対して送信する。最後に、無線モデム1106はCall-initiateメッセージ1132をPC11104に対して中継する。

[0069] その呼出しを受け付けるために、PC11104はCall-acceptメッセージ1140を無線モデム1106に対して送信すると同時に、それにConnect-requestメッセージを付けておく。次に、無線モデム1106はペーキング応答1142をAP1120へ送信し、AP1120はそのメッセージ1144をWH/IWF1116へ中継する。また、無線モデム1106はそのConnect-requestメッセージをAP1120に対して中継し、AP1120は同様にそれをWH/IWF1116に中継し、AP1120は同様にそれをWH/IWF1116に中継する。

1116に対して中継する。WH/IWF1116はConnect-replyメッセージ1145をPC11104に対して送信し、そして次にCall-acceptメッセージ1146をロケーション・サーバ1112に対して中継して戻す。最後に、ロケーション・サーバ1112はCall-acceptメッセージ1148をPC21102に対して中継する。

[0070] ODMFQ方式は各ユーザからの同じメッセージ・ストリームの内部で優先アクセスを提供することができ、優先アクセスは一般にデータ・メッセージより優先度が高い。重要な制御メッセージを提供する。予約スロットの中で無線モデムによって送信される可能性のあるいくつかの重要な制御メッセージとしては、

(a) 無線モデムとアクセス・ポイントとの関連付けを要求するための関連付け要求、(b) コネクションのセッティング要求を要求するためのコネクト要求(c)、ペーキング要求に対して応答するためのペーキング応答、および(d) しばらくの間沈黙していた後、パケット溢り当てを要求するためのバンド幅要求などがある。また、各組の可能なメッセージもサービスの品質を確保するために異なる優先度を対応して割り当てることができる。一般的に、関連付け要求、コネクト要求、およびペーキング応答メッセージはデータ・メッセージより優先度が高いことが維持される。1つの例として、サービス・プロバイダがユーザをそれ以上は許可しない場合、バンド幅要求のメッセージには、コネクト要求およびペーキング応答メッセージより低い優先度が与えられ、コネクションをより遅いセッティングすることができるようになる。データ・メッセージのうち、たとえば、RTPである。データ・メッセージの優先度は、RTP/UDPパケット上で搬送される音声信号にはtcp/ipのデータ・パケットより高い優先度が一般に与えられる。

[0071] フラグメントの再送信を可能にするために、フラグメンテーション/再アセンブリのメカニズムが定義されている。APおよび無線モデムは一般に、MAC層のサービス・データ・ユニット(SDU)が最大ペイロード・サイズを超えた場合、あるいはダウンリンクまたはアップリンクのフレームにおいて利用できる残りの空間を超えた場合、MAC層のサービス・データ・ユニット(SDU)をフラグメント化する。代わりに、フラグメンテーションのしきい値を、MAC/SDUがフラグメント化されるフラグメンテーションのしきい値を定義することができる。各フラグメントにはシーケンス制御フィールドがある。同じSDUに所属しているすべてのフラグメントは同じ12ビットのシーケンス番号を割り当てるが、異なるフラグメント番号が与えられている。次に、フレーム制御フィールドの中の「More Fragment」ビットが最後を除いてすべてのフラグメントに対してセットされ、次にそのフラグメントが読んでいることを示す。次に、そのフラグメントは

最も小さいフラグメント番号から最も高いフラグメント番号への順序で送信される。

【0072】イン・シークエンス配送要求を満たすために、APおよび無線モデムは、同じSDUのすべてのフラグメントが、新しいSDUが送信される前に送信されることを確保する。消失しているフラグメントだけが再送信される。エンドレスの送信遅延（同時に生じる送信の重複を伴う）を避けるために、特定のソース（無線モデムまたはAP）がMACのSDU送信タイマーを維持し、そのタイマーはMACのSDUがMAC層へ渡される瞬間にスタートされる。そのタイマーがあらかじめ設定されているMACのSDUのライフタイムを超えると、残っているすべてのフラグメントはそのソースによって捨てられ、そのMACのSDUの送信を完了させるための試みはなされない。

【0073】永久的に消失したフラグメントに対してエンドレスに待つことを防ぐために、受信先ステーションはシーケンス制御フィールドのフラグメント番号の順番にそのフラグメントを超み合わせることによって、MACのSDUを再構築する。受信先ステーションが、more fragmentビットがセットされているフラグメントを受信した場合は、それは完全なMACのSDUをまだ受け取っていないことを知る。more fragmentビットがクリアされているフラグメントを受信先ステーションが受信すると直ぐに、それはそのMACのSDUを再アセンブルし、それをより高い層に対して渡す。

【0074】受信先ステーション（無線モデムまたはAPなど）は、MACのSDUのタイマーを維持し、そのタイマーはMACのSDUの第1セグメントの受信時に起動される。受信先ステーションは3つのMACのSDUを同時に受信するために少なくとも3つのタイマーを働かしていることが好ましい。次に、受信先ステーションは受信タイマーが維持されていないMACのSDUの受信されたフラグメントをすべて捨てて、MACのSDUの受信されたタイマーがあらかじめ設定された受信のMACのSDUのライフ・タイムを超えたとき、すべてのフラグメントが捨てられる。受信のMACのSDUタイマーが時間切れになった後、追加のフラグメントが受信された場合、そのフラグメントはアクノレションが送られてから捨てられる。また、受信先ステーションは、重複して受信されているフラグメントがあればそれを捨てて、応答としてアクノレションを送信する。

【0075】多重アクセス方式におけるMACプロトコルの操作は次のステップを含む。それらは、アップリンクの送信パワー・レベルの確立、アップリンクの初期競合、アップリンクの競合の解決、アップリンクのバンド幅の割り当て、APのダウンリンクのバンド幅の割り当て、ダウンリンク制御フィールド経由での競合のステータスの通知、および送信許可経由でのアップリンク送信

のスケジューリングである。特に、一定レートでのトラフィックの場合、各モデムはコネクシオンのセットアップ時に、そのコネクシオンの持続時間全体に対してアクセス要求が1つだけ必要であるようにするために、パケットの到着レートをAPに知らせる。

【0076】ODMAFQ MACプロトコルの操作の全体が図13AおよびBのフローチャートに示されている。リモート・ホストから見た図13Aの場合、1310においてアップリンク送信のためのパワー・レベルを設定した後、リモート・ホストは1315においてアップリンクの初期競合に参加し、その間に送信するパケットを持つすべての各リモートはアクセス要求をAPに送る。これらのアクセス要求のいくつかが衝突していると、1320において判定された場合、それらは同じミニスロットの中にサブミットされ、衝突しているリモート・ホストは1325においてアップリンクの競合解決に参加する。そうでなかった場合、APは1330において、アクセスを要求しているリモートの中でアップリンクのバンド幅を割り当てるように進行し、その後、それ自身のダウンリンク送信のためのバンド幅を1335において割り当てる。各リモート・ホストはそれ以降でダウンリンク送信の間に1337において送信許可を受信するまで待ち、その1つを受信すると、自分のキューから待機中のパケットを送信する。その時、リモートにおけるキューが空でない1338において判定された場合、そのリモートは1337においてさらに送信許可を得たために戻り、そうでなかった場合、それは1339において新しいパケットが到着するのを待つ。

【0077】図13Bに示されているように、APは受信された競合予約スロットの中のアクティビティを1360において監視する。正常なアクセス要求を受信した1365において判定したとき、APは1370において予約のアクノレジメント（ACK）を送信し、その新しく加わったリモートをスケジュールされるミニスロット1375に追加する。1365において新しい正常なアクセス要求があったかどうかにかかわらず、APはスケジュールされているリストが空でない限り、1380においてアップリンク・データスロットを監視し、正常に送信されたパケットを受信した1385において判定したとき、APは1390においてデータ・ACKで応答する。次に、APは1340において自分のダウンリンク・パケットをスケジュールし、1345において正常に競合しているリモート・ホストのアップリンク送信をスケジュールし、1350において開通付けられた送信許可を発行し、そして次に、1355においてダウンリンクのデータ・パケットを送信し、その後、1360に戻って競合予約スロットの中のアクティビティを監視する。

【0078】オプションのチャネル保持機能を許可し、それによってアクセス・ポイントがバンド幅の予約を解

放せずに短い時間の間、各チャネルが空のままになっていることができるようにすることが好ましい場合がある。これによって、優先度の高いユーザーが、割り当てられた或る量の時間の間、その基地局の予約済みのバンド幅のリストの中にとどまっているようにし、その後、それは解放され、チャネル予約のために必要なセットアップのシグナリング・メッセージングをすべて回避することによって、総在時間の短いリアルタイム・パケット（すなわち、音声通信などの、時間に敏感なデータのバケットに対する遅延時間がほとんどないか、あるいは全くない）を送信する。この機能は利用して、キューが空であるとき、無線モデムにおいてタイマーがトリガされる。このタイマーが時間切れになる前に、新しいパケットがその無線モデムに到着する限り、その無線モデムは新しいアクセス要求を行う必要はない。APにおいては、この機能がオンになっている場合、APはその無線モデムからの最後のアップリンク・データ送信が、キューが空であることを示していた場合であっても、代わりのアップリンク・フレームごとに、この特定の無線モデムに対して1つのデータスロットに対して送信許可をやはり割り当てる。また、また、APはタイマーもスタートさせる。それから新しいパケットを受信していなかったとき、APはそれのタイマーが時間切れになって、APがその無線モデムからの予約済みのバンド幅のリクエストからその無線モデムを取り除く。このチャネル保持機能は、バンド幅の予約プロセスが完了するまでに少し時間が掛かる場合に特に有用である。それによって、次々にすぐ続けて到着するのではなく、各データ・パケットに対する競合による別のバンド幅予約要求を保証するほど遅くは遅れないリアルタイム・パケットの低い潜在性を許す。しかし、このチャネル保持機能が必要としなければステータスのソースの場合、パケットが到着してパケットが空であることを知ったとき、そのモデムは競合ミニスロットの1つを經由してAPに対してアクセス要求をやはり送信することになる。

【0079】図17に示されているように、ODMAFQを採用している無線ネットワークにおける基地局といくつかのリモート・ホストとの間のデータ送信のためのアップリンクのパワー・レベルを、そのリモート・ホストの初期アクセス要求メッセージの間に確立することができ。使われる方法は符号分割多重アクセス（CDMA）の国産標準IS95「チャネル・パワー制御」のために使われている方法とよく似ている。特定のリモート・ホストとAPとの間のアップリンクの送信パワー・レベルが前回に記憶されていた1710において判定された場合、その記憶されていたレベルがアップリンクのデータ送信のために1715において使われる。そうでなかった場合、リモート・ホストはまず最初に1720において定額のオープン・レートのパワー・レベルに關連して設定されている初期パワー・レベルにおいてシ

ート・コネクシオンの要求メッセージを送信する。そのリモート・ホストの最初の送信が不成功であった場合、そして、したがって、アクノレジメントが1770においてAPから受け取られなかった場合、そのパワー・レベルは1740において、あらかじめ決められておくことができるパワーのインクリメントの量だけインクリメントされる。そして、その送信が成功するまで、送信およびインクリメントのステップが繰り返される。送信が最終的に成功したときのパワー・レベルが1735において記憶され、そしてそのリモート・ホストと基地局との間のさらにそれ以降でのデータ送信のために1715において使われる。

【0080】この好適な実施形態においては、アップリンクの初期競合は次の方式を利用する。M個のミニスロットが次のアップリンク・フレームにおける競合に対して利用できる場合、初期の（最初のときの）競合メッセージが次のことに従って送信される。1. 1～Mの範囲にある乱数xが一様分布からリモート・ノードのモデムにおいて発生され、2. 初期競合メッセージが次のアップリンク・フレームの中のx番目のミニスロットにおいて送信される。

【0081】必要な場合、キャリア・センシングも初期競合の間に使うことができる。送信の前に、そのチャネルがセンサされる。アクセスの優先度が実施されている場合、1～Mの範囲の乱数を決定する代わりに、それは無線モデムは1～1_iの範囲を決定する。ここで1_iはクラス1のユーザーのしきい値であり、値が低いほど優先度が高い。すなわち、1_{i+1}<1_iを示す。しかし、競合メッセージが競合の予約ミニスロット要求メッセージでなく、競合データスロットのメッセージであった場合、そのメッセージは次の競合データスロットの中で送信される。

【0082】3つ以上のアクセス優先度クラスを提供することができる。前に説明されたように、アップリンクのフレームはN_i個のミニスロットを含む。たとえば、アクセス優先度がPのクラスがあった場合、アクセス優先度が1である各クラス（ここで番号が小さいほど優先度が高いことを意味する）は1～1_iの範囲のミニスロットの中に競合を送信することができる。ここで1_i=N_i、1_{i+1}≤1_iである。このアクセス優先度の方式のトップに競合使用の優先度を実装し、APが使用優先度の高い競合要求を受け取ったとき、その競合をサポートする無線モデムに対して切り換え要求フレームを送信することによって、使用優先度の低い既存のコネクションを切り離すことができる。

【0083】衝突は2つまたはそれ以上の無線モデムが同じミニスロットの中で送信するときに競合スロットの中で発生する。また、干渉によって競合スロットの中のデータの変造が発生した場合、そのスロットのステータスは「衝突（COLLISION）」であると宣言され

る。前に説明されたように、アップリンク・フレームの中には2種類の競合スロットがある。それらは(1)パンド幅要求メッセージのためのミニスロットを含んでいる予約スロット、および(2)競合のスーパースロットの中にアップリンクの短いパースト性のメッセージを含んでいるデータスロットである。そのAPにおいて、1つのアップリンク競合タイム・スロットの中のRFEエネルギーが評価される。エネルギーが存在していないか、場合、その競合スロットは「アイドル(IDLE)」と宣告されて成立した場合に「成功(SUCCESS)」である。競合スロットのステータスは、次の条件が与えられる。1) RFEエネルギーがそのスロットの中と宣告される。2) そのスロットの中でプリアンブルが検出された。3) そのスロットの中のフレーム・チャック・シーケンス(FCS)はエラーを示していない。競合スロットのステータスは、そのスロットの中にRFEエネルギーが検出され、そして次の条件のうちの少なくとも1つが成立している場合に衝突(COLLISION)」であると宣告される。1) そのスロットの中のプリアンブルが乱されている。あるいは2) そのスロットの中のフレーム・チェック・シーケンス(FCS)がエラーを示している。

[0084] 図18Aは本発明の1つの態様による、アクセス制御のための方法の実施形態を示している。N個の競合予約のミニスロットが各アップリンク・フレーム1810の中で構成されている。そのN個のミニスロットは複数のアクセス優先度クラスに構成されている。各クラスはその優先度が異なっている。1815において、そのAPはN個のアクセス優先度クラスを許可するよう構成される。1820においてアクセス優先度クラスiの各リモート・ホストは1つの競合ミニスロットをランダムに拾ってアクセス要求を送信する。拾われた競合ミニスロットは1〜N_iの範囲内にある。ここでN_i(i+1) < N_iとしてN_i=Nである。1825において基地局はそのアクセス要求を受信し、受信された競合ミニスロットを順次調べる。1830において、現在調べられているミニスロットが衝突していない要求を含んでいると判定された場合、APはACKを送信せず、それによってその影響されているリモート・ノードが衝突解決を1840において実行するようになされる。衝突解決期間の後、APは1845において「勝った(won)」リモート・ホストに対してアクセスを許可する。経過して、1850において調べられるべきミニスロットがまだ他に残っていると判定された場合、APは1830においてミニスロットの衝突をチェックし続け、1835において正常に要求しているホストに対してア

した衝突の回数である。jが10より大きい場合、lは0〜20-1の範囲の一樣分布から選択される。2. そのモデムは同じ種類の1〜1層の競合スロットの機会を(ミニスロットまたはデータ競合スロットのいずれか)をスキップし、そしてその以前に衝突したパケットを次の直後の競合スロットの機会において再送信する。

[0088] この方法の動作が図14Aに示されている。APはアクセスするために待機している無線ノードは、1402において、アクセス要求を送信する1つの予約ミニスロットをランダムに拾う。1404において、そのノードが衝突によって影響されていると判定された場合、そのノードは1408において乱数lを発生し、1410において同じ種類の次の1〜1層の競合スロットの機会をスキップする。次に、そのノードは1412においてその衝突したパケットに対するアクセス要求を直ぐ次の競合スロットの機会において再送信する。1404においてそのノードが衝突によって影響されていないと判定された場合、1405においてそのノードにおけるキューが空であった場合、そのノードは1406においてそのパケットを送信し、待機状態1402へ戻る。1405においてそのノードのキューが空でない場合、APからの送信許可を受信した後、そのノードは1407において現在のパケットをそのキューの中の次のパケットの送信のためのビギンバックされた予約要求と一緒に送信し、そのキューが1405において空であると判定されるまで、送信許可を受信した後、1407においてビギンバックされた予約要求を付けたパケットを送信し続け、キューが空になると最後のパケットが1406において送信され、その後、そのノードは待機状態1402へ戻る。

[0089] 第2および第3の方法においては、APはダウンリンクのプロードキッド・メッセージを經由してすべての無線ノードに対して、予約ミニスロットの各競合の結果をブロードキャストする。第2の方法においては、各無線ノードの中のモデムはスタック・レベルによって特権付けられ、そしてスタック・レベルが0に等しい無線ノードだけがアクセス要求パケットを送信することが許可される。スタック・レベルの値がより大きいモデムは優先度があるとみなされる。たとえば、M個の予約ミニスロットがあるとき、スタック・レベルが0である各リモート・ノードはM個のミニスロットのうち1つをランダムに拾うことができる。1つのタイム・スロットの終りにいて、無線ノードiはそのタイム・スロットの中の送信の結果に基づいてスタックのレベルを変更する。この方法によって、新しくアクティブな無線ノードが特定の衝突解決期間の間に、スタック・レベルが0である既存の無線ノードに加わることができる。要求状態にある各無線ノードはそれがアクセス要求パケットを送信せず、そして指定のアクセスレジメンを(たとえば、衝突があった)基地局(AP)から受け取

った場合、自分のスタック・レベルを1だけインクリメントする。他方、無線ノードはアクセス要求の送信に成功したことを示している特定のアクセスレジメンを基地局から受け取った場合、無線ノードは自分のスタック・レベルをデクリメントする。アクセス要求送信に参加する各無線ノードは、そのスタック・レベルがレベル0にとまると、あるいは基地局からの指定のアクセスレジメンの受信時にインクリメントされるかどうかを決定するためにランダムに「抽選」のようなことを行う(lips a coin)。

[0090] 第2の方法の規則は次の通りである。

1. 無線ノードが最初にネットワークに対するアクセスを得たいとき、あるいはアクセスを得ていて、新しいデータを送りたいとき、そのノードは要求状態に遷移し、0のスタック・レベルが割り当てられる。
2. M個の予約ミニスロットがあるとき、要求状態にある各無線ノードはM個の予約ミニスロットのうちの1つを、アクセス要求パケットを送信する自分に割り当てられたミニスロットであるとしてランダムに拾う。
3. その無線ノードが0に等しいスタック・レベルによって特権付けられると、それはアクセス要求パケットを送信する。しかし、そのリモート・ノードが0以外のスタック・レベルによって特権付けられているとき、それはアクセス要求パケットを送信しない。
4. そのタイム・スロットの終りにいて、各無線ノードはアクセス・ポイントからのダウンリンク・メッセージの予約アクセスレジメン・フィールドの中で自分の割り当てられているミニスロットに対して報告されているアクセス要求の結果(衝突、アイドルまたは成功のいずれか)に基づいて、自分のスタック・レベルを変更する。

[0091] A. アクセス要求を送信して「成功」の結果を受け取った無線ノードは要求状態から取り除かれる。

B. アクセス要求を送信して「衝突」の結果を受け取った無線ノードは自分のスタック・レベルを1だけインクリメントするか、あるいは自分のスタック・レベルを0のままにしておくかを、ランダムな抽選の結果に基づいて実行する。

C. 要求状態にあって、アクセス要求を送らなかつた無線ノード(すなわち、スタック・レベル>0で優先度を持っているノード)は、その割り当てられたミニスロットに対する予約アクセスレジメン・フィールドの中で報告される結果が「衝突」であった場合、自分のスタック・レベルを1だけインクリメントする。

D. 要求状態にあって、アクセス要求を送信しなかつた無線ノード(すなわち、スタック・レベル>0で優先状態にあるノード)は、その割り当てられたミニスロットに対する予約アクセスレジメン・フィールドの中でレポートされている結果が「成功」であった場合、自分の

めの方法1のソフトウェアによる実装が以下に与えられ、そして図12Aのフローチャートの中でも図式的に

```

H1)) (
    If ((q>HIGH_THRESH) && (idle>IDLE_THRES
H1)) (
    If (State!=1) (
        no_minini=no_minini-k;
        no_slots=no_slots+1;
        State=1
    )
    )
    If ((q<LOW_THRESHOLD) && (idle<IDLE_THR
ESH2)) (
        If (State==1) (
            no_minini=no_minini+k;
            no_slots=no_slots-1;
            State=0
        )
        )
    )
    If (State==1) (
        no_minini=no_minini+k;
        no_slots=no_slots-1;
        State=0
    )
    )
    If (State==1) (
        no_minini=no_minini+k;
        no_slots=no_slots+1;
        State=1
    )
    )
    If ((q<LOW_THRESHOLD) && (idle<IDLE_THR
ESH2)) (
        If (State==1) (
            no_minini=no_minini+k;
            no_slots=no_slots-1;
            State=0
        )
        )
        )

```

【0102】図12Aに示されているように、1201においてアップリンク・キューの合計の長さが高い方のしきい値 (HIGH) より大きかった場合、1202においてアイドルのミニスロットのパーセンテージ (IDLE) が第1のアイドルしきい値 (IDLE1) より大きくないと判定された場合、ミニスロットの数 (N) は不変のままになる。しかし、1202においてアイドルのミニスロットのパーセンテージが第1のアイドルしきい値より大きいと判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数 (SLOTS) は1だけ増やされ、その状態が「1」であると判定された場合 (ミニスロットの数は減らされなければならなかったことを意味する)、そのフレームの中のミニスロットの数は1204において或る値だけ減らされ、そのフレームの中のデータスロットの数 (SLOTS) は1だけ増やされ、その状態が「1」に設定される。1201においてアップリンクのキューの長さの合計が高い方のしきい値より大きくないと判定された場合、そして1205においてアップリンクのキューの長さの合計が低い方のしきい値 (LOW) より小さいと判定された場合、そして120

【0103】本ソフトウェアの動作を動的に調整するための方法2のソフトウェアによる実装が以下に与えられ、そして図12Bのフローチャートの中でも図式的に示されている。図12Bおよび図12Dの方法において、HIGH2>HIGH1、そしてLOW2>LOW1である。

```

If ((q>HIGH2) && (idle>IDLE_THRSH1)) (
    If (State==0) (
        no_minini=no_minini-2k;
        no_slots=no_slots+2;
        State=2
    )
    else if (State==1) (
        no_minini=no_minini-k;
        no_slots=no_slots+1;
        State=2
    )
    )
    else if ((q>HIGH1) && (idle>IDLE_THRS

```

```

H1)) (
    If (State==0) (
        no_minini=no_minini-k;
        no_slots=no_slots+1;
        State=1
    )
    )
    If ((q<LOW1) && (idle<IDLE_THRESH2)) (
        If (State>0) (
            If (State=1) (
                no_minini=no_minini+k;
                no_slots=no_slots+1;
                State=0;
            )
            else (
                no_minini=no_minini+2k;
                no_slots=no_slots-2;
                State=0;
            )
        )
        )
        else if ((q<LOW2) && (idle<IDLE_THRES
H2)) (
            If (State==2) (
                no_minini=no_minini+k;
                no_slots=no_slots-1;
                State=1
            )
            )
        )
    )

```

【0104】図12Bに示されているように、アップリンクのキューの長さの合計が1210において第1の高い方のしきい値 (HIGH2) より大きいと判定された場合、そしてアイドルのミニスロットのパーセンテージが1211において第1のアイドルしきい値より大きくないと判定された場合、ミニスロットの数は不変のままとなる。しかし、1211においてアイドルのミニスロットのパーセンテージが第1のアイドルしきい値より大きくないと判定され、そして1212において「0」(ミニスロットの数が増加されなければならなかったことを意味する) と判定された場合、1213においてそのフレームの中のミニスロットの数は2だけ減らされ、そのスロットの中のデータスロットの数は2だけ増やされ、そしてその状態は「2」に設定される。1214において状態が「1」と判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数は1215においてkだけ減らされ、そのフレームの中のデータスロットの数は1だけ増やされ、そして状態は「2」に設定される。

【0105】図12Bの方法において、アップリンクのキューの長さの合計が、1210において第1の高い方のしきい値より大きいと判定された場合、アップリンク

のキューの長さの合計が1210において第2の高い方のしきい値 (HIGH1) より大きいと判定された場合、そしてアイドルのミニスロットのパーセンテージが1217において第1のアイドルのしきい値より大きくないと判定された場合、ミニスロットの数は不変のままとなる。しかし、1217においてアイドルのミニスロットのパーセンテージが第1のアイドルしきい値より大きくないと判定され、そして1218において状態が「0」と判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数は1219においてkだけ減らされ、そのフレームの中のデータスロットの数は1だけ増やされ、そして状態は「1」に設定される。

【0106】アップリンクのキューの長さの合計が1210において第1の高い方のしきい値より大きくないと判定され、そして1220において第2の高い方のしきい値より大きくないと判定されたが、1221において第1の低い方のしきい値 (LOW1) より小さくなく、1220において第2の低い方のしきい値 (LOW2) より小さくなくと判定された場合、ミニスロットの数は不変のままとなる。しかし、アップリンクのキューの長さの合計が1220において第2の高い方のしきい値より

り大きくないと判定され、1221において第1の低い方のしきい値より低くないと判定されたが、1221においてその低い方のしきい値より小さいと判定された場合、アイドルのミニスロットのパールセンテージが1223において第2のアイドルしきい値より小さいと判定され、そして状態が1224において「2」である（ミニスロットの数が減らされたばかりであることを意味する）と判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数は1225において2だけ増やされ、そのフレームの中のデータスロットの数は1だけ減らされ、そして状態は「1」に設定される。

【0107】アップリンクのキューの長さの合計が1220において第2の高い方のしきい値より大きくないと判定され、そして1221において第1の低い方のしきい値より小さくないと判定された場合、アイドルのミニ

```

    if ( (q>HIGH_THRESHOLD) && (idle>IDLE_THRES
        H1) ) {
        if (no_mini>NUM_MINI_MIN) {
            no_mini=no_mini-k;
            no_slots=no_slots+1;
        }
    }
    if ( (q<LOW_THRESHOLD) && (idle<IDLE_THR
        ESH2) ) {
        if (no_mini<NUM_MINI_MAX) {
            no_mini=no_mini+k;
            no_slots=no_slots-1;
        }
    }

```

【0109】図12Cに示されているように、アップリンクのキューの長さの合計が1240において高い方のしきい値より大きいと判定された場合、アイドルのミニスロットのパールセンテージが1241において第1のアイドルしきい値より大きくないと判定された場合、ミニスロットの数は不変のままとなる。しかし、1241においてアイドルのミニスロットのパールセンテージが1245において第2のアイドルしきい値より小さいと判定され、ミニスロットの数が1246において増やされているミニスロットの最大の数 (MAX) より小さいと判定された場合、そのフレームのミニスロットの数は1247において2だけ増やされ、そしてそのフレームの中のデータスロットの数は1だけ減らされる。

【0110】平均ミニスロットの数を動的に調整するための方法4のソフトウェアによる実装が以下に与えられ、そして図12Dのフローチャートの中で図式的にも示されている。

```

    if ( (q>HIGH2) && (idle>IDLE_THRESH1) ) {
        if (no_mini>NUM_MINI_MIN) {
            no_mini=no_mini-2k;
            no_slots=no_slots+2;
        }
    }

```

スロットのパールセンテージが1226において第2のアイドルしきい値より小さいと判定され、そして状態が1224において「0」でないと判定された場合、1228において状態が「1」と判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数は1230において2だけ増やされ、そのフレームの中のデータスロットの数は1だけ減らされ、そして状態は「0」に設定されるが、状態が「2」であった場合、そのフレームの中のミニスロットの数は1229において2だけ増やされ、そのフレームの中のデータスロットの数は2だけ減らされ、そして状態は「0」に設定される。

【0108】平均ミニスロットの数を動的に調整するための方法3のソフトウェアによる実装が以下に与えられ、そして図12Cのフローチャートの中で図式的にも示されている。

```

    if ( (q>HIGH_THRESHOLD) && (idle>IDLE_THRES
        H1) ) {
        if (no_mini>NUM_MINI_MIN) {
            no_mini=no_mini-k;
            no_slots=no_slots+1;
        }
    }

```

```

    if ( (q<LOW_THRESHOLD) && (idle<IDLE_THR
        ESH2) ) {
        if (no_mini<NUM_MINI_MAX) {
            no_mini=no_mini+k;
            no_slots=no_slots-1;
        }
    }

```

計が1244において低い方のしきい値より小さいと判定され、そしてアイドルのミニスロットのパールセンテージが1245において第2のアイドルしきい値より小さくないと判定された場合、ミニスロットの数は不変のままとなる。しかし、アイドルのミニスロットのパールセンテージが1245において第2のアイドルしきい値より小さいと判定され、ミニスロットの数が1246において増やされているミニスロットの最大の数 (MAX) より小さいと判定された場合、そのフレームのミニスロットの数は1247において2だけ増やされ、そしてそのフレームの中のデータスロットの数は1だけ減らされる。

【0110】平均ミニスロットの数を動的に調整するための方法4のソフトウェアによる実装が以下に与えられ、そして図12Dのフローチャートの中で図式的にも示されている。

```

    else if ( (q>HIGH1) && (idle>IDLE_THRE
        SH1) ) {
        if (no_mini>NUM_MINI_MIN) {
            no_mini=no_mini-k;
            no_slots=no_slots+1;
        }
    }
    if ( (q<LOW1) && (idle<IDLE_THRESH2) ) {
        if (no_mini<NUM_MINI_MIN) {
            no_mini=no_mini+2k;
            no_slots=no_slots-2;
        }
    }
    else if ( (q<LOW2) && (idle<IDLE_THRES
        H2) ) {
        if (no_mini>NUM_MINI_MAX) {
            no_mini=no_mini+k;
            no_slots=no_slots-1;
        }
    }

```

【0111】図12Dに示されているように、アップリンクのキューの長さの合計が1250において第1の高い方のしきい値より大きいと判定され、アイドルのミニスロットのパールセンテージが1251において第1のアイドルしきい値より大きくないと判定された場合、ミニスロットの数は不変のままとなる。しかし、アップリンクのキューの長さの合計が1254において第2の高い方のしきい値より大きくないと判定され、1258において第1のしきい値より小さくないと判定されたが、1262において第2の低い方のしきい値より小さくないと判定され、アイドルのミニスロットのパールセンテージが1263において第2のアイドルしきい値より小さいと判定され、そしてミニスロットの数が1264において増やされている最大の個数より小さいと判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数は1265において2だけ増やされ、そのフレームの中のデータスロットの数は1だけ減らされる。

【0113】アップリンクのキューの長さの合計が1254において第2の高い方のしきい値より大きくないと判定され、そして1258において第1の低い方のしきい値より小さくないと判定された場合、アイドルのミニスロットのパールセンテージが1259において第2のアイドルのしきい値より小さいと判定され、そしてミニスロットの数が1260において増やされる最大の個数より小さいと判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数は1261において2だけ増やされ、そしてそのフレームの中のデータスロットの数は2だけ減らされる。

【0114】モデムからのアップリンクのバンド幅要求に対する応答におけるAPの役割は、それらが純粋の予約ミニスロットの中、あるいはビギンパバクスの形式で到着したかどうかにかかわらず、高いバンド幅要求を伝達

したサービスの品質 (QoS) の管理との間のバランスを実現するためにアップリンクの送信を制御することである。一定ビット・レート (CBR) のトラヒックに対する QoS の条件は極端に重要であって厳しいが、それらは比較的従来のデータ・トラフィックに対して自由である。

したがって、AP におけるバンド幅割り当て方式の 1 つの目標は、高度な統計的マルチプレキシングを実現するためにこれらの多様な QoS 要求条件を利用することである。AP がダウンリンクのトラヒックを各種のコリジョンからどのように送信すべきかを決定するためには、AP はダウンリンクのスケジューリング・システムを必要とする。同様に、配達付けられた無線モデムからのアップリンク送信の問題を解決するために、AP は各無線モデムのアップリンク送信の機会をスケジューリングするためのシステムを必要とする。そのスケジューリング・システムはラウンドロビン、厳格な優先順位またはファースト・カム・ファースト・サーブのアルゴリズムなどの単純なものであってもよいが、あるいは公平キューイングのアルゴリズムなどの、より複雑なものとすることもできる。前に説明されたように、すべては公平キューイングにおける変形版である多くのスケジューラが提案されてきている。

【0115】アップリンクのスケジューリング・システムはダウンリンクのスケジューリング・システムと必ずしも同じでなくともよいが、単純な実施形態の場合、同じものを適用することができ、明らかに、スケジューリング・システムはエンド・ユーザに対してサービスの品質を提供することが望まれる。ATM ネットワークの場合のように、異なるアプリケーションの多様な QoS ニーズに対応するために、異なるサービス・クラスを定義することができ、可能なサービス・クラスとしては一定ビット・レート (CBR)、リアルタイムおよび非リアルタイムの可変ビット・レート (RT VBR、NRT VBR)、無指定ビット・レート (UBR)、および利用可能ビット・レート (ABR) などがある。異なるサービス・クラスの QoS の条件を満たすためには、バンド幅およびバッファ・リソースを割り当てするための、静的な優先順位付けを必要としない方法であることが必要である。

【0116】無線モデムが地理的に分散されている場合において、ダウンリンクおよびアップリンクのスケジューリングを AP が実行するために、すべての送信キュー (すなわち、有線および無線のホストの両方に対する送信キュー) を完全に見ることができるとする唯一のロケーションである基地局に対して、無線モデムが関連の情報を提供するためのメカニズムが必要である。アクセス・ポイントに配達付けられているすべてのホストに対してサービス・タグを計算するための方法が少なくとも 2 つある。これらの方法においては、配達付けられている無線モデムが通信している有線ホストはそのアクセス・ポイント

・タグおよび利用できているデータスロットに基づいて送信許可を割り当て、その送信許可を 1535 においてリモートに対してブロードキャストする。パケットが 1540 において、その送信許可によって送信された順序で、リモートから受信される。パケットが消失したか、あるいはエラーで受信されたことが 1545 によって判定された場合、AP は 1570 においてそのリモート・ホストに対するサービス・タグの値を再計算する。この手順は 1585 においてすべてのスケジューラされたパケットが順べられたことが判定されるまで継続し、その後、リモート・ホストは 1590 においてそれぞれのパケット・カウントを基地局に対して送信する。

【0119】図 15A および B の方法において、送信されたパケットが消失している場合、基地局 (アクセス・ポイント) または無線モデムは、現在のシステムのパバーチャル・タイムに基づいてキューに入っているすべてのパケットに対して新しいサービス・タグの値を再計算する。代わりの実施形態においては、AP または無線ノートブックのキューおよびラインのヘッダのタグを維持する。この方式においては、パケットが消失していた場合、ラインのヘッダのタグだけが変更される必要がある。ラインのヘッダのパケットが正常に送信されると、キューに入っている残りのパケットが正しいタグ (再計算されたラインのヘッダ・タグ + 適切なインクリメント) を自動的に受信する。この代替実施形態は使用する CPU の数が少ないという利点がある。ボーリングのシステムにおける再送信は一般的に R、カウツの「無線の ATM ネットワーク」に対する分散型のセルフクロック型公平キューイング・アーキテクチャ 1997 年の International Symposium on Personal Indoor and Mobile Radio Communications (パーソナル室内および移動無線通信に関するシンポジウム) ソナル室内および移動無線通信に関するシンポジウム) の中で説明されている。しかし、カウツはパケットが消失したときのタグの値を再計算するための本発明の技法については説明していない。

【0120】パケットが失われた後のサービス・タグを再計算するための方法は、そのような損失がよく発生する無線システムにおいて非常に重要であることは明らかである。半二重方式の場合、アクセス・ポイントにおけるアップリンクおよびダウンリンクのキューの高さが、それらが同じバンド幅を共有しているかのように、すなわち、システムのババーチャル・タイムが 1 つだけしかないかのように管理される。全二重方式の場合、アップリンクおよびダウンリンクのトラヒックに対して別々のシステム・ババーチャル・タイムを使うことができる。また、ダウンリンクの送信のためにリモート・ホストが 1 つまたはそれ以上の別々のグループに分割され、各グループは異なる優先度および異なるシステム・ババーチャル・タイムを受信することが望ましい。モデムがその初期

アクセス要求に対するアノレジメンを受信すると、そのモデムは AP から送信許可を受信するまで待つ。モデムがパケットを送信するたびに、それは自分のバッファの中にパケットが残っているかどうかを示す。このビギンパッキングはモデムに対する厳格なバウンダリとして役立つ。

【0121】サービス・タグの計算が図 16 に示されている。まず最初に AP は 1610 において各ノードが割り当てたサービス・シェアに基づいてサービス・タグのインクリメントを計算する。次に、各ノード・パケットには 1612 において適用可能な公平キューイングのアルゴリズムに従ってサービス・タグが割り当てられる。次にパケットが 1614 においてその割り当てられたサービス・タグの順番に従ってサービスされる。1616 において、パケットが以前にキューが空であったノードから到達した場合、その新しく送信しているノードのパケットには 1618 において現在サービス中のパケットのタグとそのノードのサービス・タグ・インクリメントから開始してサービス・タグが割り当てられる。1620 においてパケットの送信においてエラーが発生したと判定された場合、そのパケットのサービス・タグは 1622 において現在タグとそのノードに対するサービス・タグのインクリメントの値に再割り当てされる。次に、そのノードに対する残りのパケットが 1624 において新しいサービス・タグを受け取り、それは前のサービス・タグにそのノードのサービス・タグのインクリメントを加えた値となる。これはそのノードに対するすべてのサービス・タグの直接再計算によるか、あるいは存在している場合はラインのヘッダのタグの再計算によるか、いずれかによって行うことができる。ラインのヘッダのタグの場合、そのラインのヘッダのパケットが正常に送信されると、キューに入っているそのノードに対する残りのパケットは、次に正しいタグを自動的に受信する。他のすべてのノードのサービス・タグはこのノードに対するパケットの再送信によって影響されないままにすることに留意されたい。これは他のノードによって経験される QoS が影響されないことを意味している。

【0122】本発明の 1 つの態様のこの好適な実施形態において、アクセス・ポイントが配達付けられているすべての無線モデムに対して送信許可を送る順序は、上記のセルフクロック型公平キューイングのアルゴリズムに基づいている。アクセス・ポイントが各種のダウンリンク型の公平キューイングのアルゴリズムに基づいている。たとえば、システムは 16 エニユニットおよび 3 セッションの容量を持ち、そのセッション ID は 1、2、3 であり、そしてそのセッション共有は $r_1=1$ 、 $r_2=2$ 、そして $r_3=3$ とそれぞれされていることができる。計算を簡便にするためにどのセッションの長さも常に $L=8$ であるとした場合、各パケットは送信されるのに 0.5 タイ

ム・ユニキャスト掛かる。その時、サービス・タグのインクリメント、すなわち、

L/r_i

はセッション1、2、および3に対してそれぞれ8、4、および2である。時刻 t においてセッション1が4つのパケットを含み、セッション2が8個のパケットを含み、そしてセッション3は $t=3$ までに廃棄がなくなると、セッション1のパケットはセッション2の2つ、セッション1の1つ、セッション2の1つ、セッション3の1つを受け取る。同様に、セッション2のパケットはサービス・タグ4、8、12、16、20、24、28、および32を受け取る。

[0123]図9Aは時刻 $t=0$ におけるこの例のパケットのサービス・タグを示している。サービス・タグ8のサービス・タグ16、904、サービス・タグ24、906、およびサービス・タグ32、908を伴ったセッション1のパケットは、セッション2からのパケット912、914、916、918、920、922、および924とインクリメントされる。サービス・タグ4を含むセッション2からのパケット910が現在サービス中である。

[0124]図9Bはセッション3からパケットが到着する直前の、時刻 $t=3$ における残りのキューに入っているパケットのサービス・タグを示している。サービス・タグ20を備えているセッション2からのパケット918が現在サービス中である。図9Cはセッション3から9個のパケット930、932、934、936、938、940、942、944および946が到着した直後の、時刻 $t=3$ におけるパケットのサービス・タグを示している。セッション3の最初のパケット930に対するサービス・タグは22から始まることに留意されたい。というのは、そのパケットが到着したとき、その時点でサービスされていたパケットのサービス・タグが20であったからである。したがって、サービス・タグのインクリメントが2である場合、セッション3の最初のパケット930はサービス・タグ22を受け取ることになる。したがって、セッション3からのそれ以外のサービス・タグは24、26、28である。

[0125]図9Dは時刻 $t=4$ 、5におけるキューに入っている残りのパケットのサービス・タグを示している。セッション1からのサービス・タグ24を伴ったパケット906の送信がエラーになっている。したがって、サービス・ポイントはその新しいサービス・タグをパケット950に対して32の新しいサービス・タグを再計算する。また、サービス・ポイントはセッション1からの残りのパケットのサービス・タグも再計算する。それはこのケースにおいて他のパケット952（図9Cの中の908）1つだけに影響し、パケット952は40の新しいサービス・タグを受け取る。このように、特定のセッションからの1つのパケットの再送信は他のセ

ージ層のレジストレーションと組み合わせられない場合、APはその関連付けの応答フレームを送信する前に、無線ハブに対してMAC層のレジストレーションを中継することができる。MAC層のレジストレーションとネットワーク層のレジストレーションの分離は、そのネットワーク・ソフトウェアが他の物理的実装に対して再使用可能であることが望ましい場合に有用である。また、異なるユーザが異なる接続要求を行うために同じ無線モードのレジストレーションだけを行うために必要となるAC層のレジストレーションは、その無線モードのレジストレーションとネットワーク層のレジストレーションとを組み合わせることは、レジストレーション・プロセスの間のエアリンク・フレームの数を減らすのに役立つ。

[0130]リモート・ホストのPCから再接続メッセージを受信すると、無線モードは次の手順を經由してアクセス・ポイントに再度関連付けを行う。

1. その無線モードは再関連付け要求のフレームをアクセス・ポイントに対して送信する。
2. その再関連付け応答フレームが「成功」のステータス・コードで受信された場合、その無線モードは再接続のメッセージをPCに対して送信する。
3. 再関連付け応答フレームが「成功」以外のステータス・コードで受信された場合、その無線モードは再接続失敗のメッセージをPCに対して送信する。アクセス・ポイントは局の再関連付けをサポートするために、次のように動作する。

[0131]1. 再関連付け要求フレームが1つの局から受信され、そしてその局が認証されているときは常に、アクセス・ポイントは「成功」を意味しているステータス値で再関連付け応答を送信する。

2. ステータスの値が「成功」であった場合、その局に対して割り当てられるコネクション・クッキーがその応答の中に含まれる。

3. その再関連付けが成功であったとき、アクセス・ポイントはそのMACフィルタ・テーブルを適宜更新する。また、アクセス・ポイントは無線ハブにこの再関連付けについて知らせる。

4. 再関連付け要求が成功しなかった場合、アクセス・ポイントはその無線モードに対して該当の理由コードを付けて再関連付け応答を送信する。

[0132]何らかの理由で、PCまたはアクセス・ポイントのいずれかが相手側との関連付けを解除したい場合、接続解除要求フレームが送信される。PCは切り離しメッセージを無線モードに対して送信し、アクセス・ポイントに対して切り離し要求フレームを送信するよう無線モードをトリガする。そのアクセス・ポイントはP

Cによって起動された切り離し動作の成功または失敗を示す切り離し応答フレームによって応答する。無線モードは切り離し応答メッセージ經由でこの応答をPCに対して中継して戻す。

[0133]過負荷状態、あるいは他のユーザに対してより高い優先度が与えられたときなどのいくつかの状況下において、アクセス・ポイントは以前にそのアクセス・ポイントに関連付けられた特定の無線モードの関連付けを解除する必要がある。その場合、そのアクセス・ポイントは関連付け解除の要求メッセージをその無線モードに対して送信する。その無線モードは関連付け解除の応答フレームによってアクセス・ポイントに対して除の応答フレームによってアクセス・ポイントに対して応答し、そしてその関連付け解除のメッセージを、その無線モードに対して追加されているすべてのPCに対して中継する。また、アクセス・ポイントは無線モードを經由してPCに対して中継される切り離し要求メッセージを、2台以上のPCをサポートする無線モードの場合、無線モード全体をディスプレイしたい場合でない限り、関連付け解除要求メッセージは使用されない。

[0134]無線モードが通信できるアクセス・ポイントのリストに基づいて、無線モードは次の基準（番号の小さいほど優先順位が高い）を最もよく満たすAPを選定することによって、どのAPと関連付けるかを決定する。

1. 信号対妨害比、RSSIおよびSNRが最良である。
2. 負荷が最も少ない（すなわち、等価な関連付けられているユーザの数が最小である）。

3. 通信するのに必要な電力が最小である。
[0135]アップリンク/ダウンリンクの送信時間は動的に調整することができる。これを受装するための1つの方法はアップリンクのデータ送信の上にビギン・ビットを「more」ビットまたはアップリンク・キューのサイズの情報を利用する。そのセル/セクタの内部で現在アクティブであるすべてのリモート・ノードからこの情報を受け取る、アクセス・ポイントはアップリンク/ダウンリンクのキュー・サイズの合計に関する完全な情報を有することになり、そしてこの情報を使って、合計のアップリンク/ダウンリンクのキュー・サイズ情報に基づいてアップリンク/ダウンリンクの比を動的に調整することができる。これを行うための1つの単純な方法は、しきい値ベースの技法を使う方法である。アップリンクの合計のキュー・サイズが k 以下に下がると、アクセス・ポイントはアップリンク/ダウンリンク比を s_1 に設定し、アップリンク/ダウンリンクのキュー・サイズの比が $k/2$ （ $k/2 > k/1$ ）を超えて増加すると、アクセス・ポイントはアップリンク/ダウンリンク比を s_2 （ $s_2 > s_1$ ）に設定する。現時点では、トラフィックのキャパシティゼーショ

ンは4:1の比率が適切であることを示しているように思われる。

【0136】図10に示されているように、フレーム1010は4つの予約ミニスロット1012、2つのアップリンク・スロット1020、3つのダウンリンク・スロット1030、およびビコン・メッセージ1040を含んでいる。ビコン・メッセージ1040は合計のスロット数および次のフレーム1050の中に存在することになるダウンリンク・スロットの数を指定している情報を含んでいる。フレーム1050はこの情報を反映して、同じ数の予約ミニスロット1012(4)を含んでいるが、アップリンクのスロット1020の数は3であり、そしてダウンリンクの数は1030の数に2であり、その他に、次のフレームに対するアップリンク/ダウンリンクの送信時間などを規定している新しいビコン・メッセージ1060を含んでいる。

【0137】PCのフロー制御のために、無線モデムは各方向(アップリンク/ダウンリンク)に対するパッパの占有度の高い方のしきい値および低い方のしきい値を規定し、そしてパッパに対するパッパの占有度を監視する。アップリンク・トラヒックに対するパッパの占有度の高い方のしきい値に達すると、フロー制御信号(Xoff)が無線モデムからPCに対して送られる。アップリンク・トラヒックに対するパッパの占有度の低い方のしきい値以下に落ちると(以前に高い方のしきい値を超えた後)、無線モデムは「Xon」信号をPCに対して送る。ダウンリンク・トラヒックに対するパッパの占有度の高い方のしきい値に達すると、無線モデムはメッセージをアクセス・ポイントに対して送る時点で、フロー制御フィールドの中にあるXon/Xoffのビットを「オン」にセットする。送られるべきアップリンク・フレームがない場合は長さ0のメッセージが送られる。そのようなフレームは高い優先度の制御フレームと考えられる。

【0138】周波数分割半二重送受信モードの場合、無線モデムおよびアクセス・ポイントはアップリンクおよびダウンリンクのメッセージの両方をパッパするためのメモリを維持する。周波数分割全二重送受信モードの場合、APはアップリンクおよびダウンリンクのメッセージの両方に対する1つのパッパを維持する。代表的なパッパ・サイズはFDHの場合にはモデムおよびAPにおいて100kバイトとなり、FDDの場合にはAPにおいて200kバイトとなる。無線モデムのパッパは、通常、ダウンリンクとアップリンクのトラヒックの間でk1:1の比率に区画化される。

【0139】アクセス・ポイントのパッパもダウンリンク・トラヒックとアップリンク・トラヒックの比のk2:1に区画化される。また、トラヒックのキャリアクリティシオンは4:1(ダウンリンクの容量がアップリンクの容量の4倍大きい)のが適切であることを示

ーザ(Reg)の「ATMに対する等価バンド幅および関連の許可基準・性能の調査」(Equivalent Bandwidth and Related Admission Criteria for ATM Systems) International Journal of Communication Systems、第2巻、181~197ページ(1994)に記述されている等価バンド幅関連の許可技法は、無線環境におけるこの問題を処理するための修正を行うことによつて使うことができる。たとえば、レゲはバンド幅の条件が1つだけしかなく、そしてQoSの条件の組が1つだけしかなくと仮定している。ここで、アップリンク/ダウンリンクのための複数のバンド幅要求および異なるQoS条件をサポートするためにレゲの方向を指定する。無線モデムとAPとの間の無線経路および、したがって、経験される可能性のあるFERに基づいてバンド幅要求に対する調整もサポートされる。

【0142】別の例においては、各接続要求は必要な平均ビット・レートおよびトラヒックのバースト性ファクタを指定する。APは或る期間の間、両方向において各コネクションによつて送信されるバイトの数に関する情報を収集する。また、APは両方向におけるコネクション・トラヒックに対するバースト性ファクタも測定する。この測定された情報に基づいて、APは両方向(アップリンク/ダウンリンク)における潜在的な平均コネクションのビット・レートおよび各コネクションのバースト性ファクタを求めることができる。次に、APは許可されているコネクションの等価数を計算する。新しい接続要求が到着すると、APは、許可されているコネクションの新しい等価数が指定のしきい値を超えるかどうかを計算する。しきい値を超えた場合、その接続要求は拒否される。そうでない場合、それは受け入れられる。

【0143】測定される量は防番に関連している各種の測定であつてよい。これがバンド幅リミットのシステムではなく、防番リミットのシステムであった場合、その新しいコネクションが許可されるべきかどうかを知るために、APはその測定された防番に基づいて各リポート・ホストに対するフレーム・エラー・レート(FER)の測定を決定する。無線ネットワークにおける測定された量に基づいて、新しいコネクションを許可するためのこの方法の実施形態が図20に示されている。アップリンクのフレーム・エラー・レート、アップリンクの平均ビット・レート、アップリンク・トラヒックのバースト性ファクタ、およびパケット損失レートを2010において各リポート・ホストに対する基地局において測定される。ダウンリンクのフレーム・エラー・レート、ダウンリンクの平均ビット・レート、ダウンリンク・トラヒックのバースト性ファクタ、およびパケット損失レートを2015において各許可されているリポート・

ホストにおいて測定され、次にダウンリンクのFERが2020において基地局へ送られる。この手順は2025において継続され、現在許可されているすべてのリポート・ホストがそれぞれFERの測定値を基地局に対して送ることができる。そのリポート・ホストは定期的、あるいはトリガ型のいずれかとする。たとえば、1つの代替実施形態においては、各リポート・ホストの平均ビット・レート、トラヒックのバースト性ファクタ、およびパケット損失レートも基地局に対して送る。

【0144】そのコネクションの平均の、およびピークのビット・レート、トラヒックのバースト性ファクタ、および各コネクションのパケット損失レートに基づいて、等価バンド幅が2030において各リポート・ホストに対して基地局において計算される。これらの計算はリポート・ホストから受信される新しい情報から絶えず交信され、2040において既に許可されているコネクションの等価数を計算するために基地局によつて使われる。新しいコネクションが2045において要求されている場合、基地局はその要求されているコネクションによつて要求されている平均レートおよびパケット損失レートの効果を等価バンド幅に基づいて考慮し、2050において許可されているすべてのコネクションのサービスの品質が、その新しいコネクションが許可された場合でも維持できるかどうかを2050において計算する。2055においてQoSが維持できると判定された場合、その新しいコネクションは2060において許可され、そうでなかった場合、その新しいコネクションは2065において許可を拒否される。

【0145】厳格な使用の優先度許可基盤も実施することとができる。たとえば、2つのユーザー優先度クラス、すなわち、クラス1およびクラス2がある場合、システムは低い方の優先度クラス2のユーザーを最大K1だけ許可し、ユーザーの合計数をM(M≥K1)とすることができ、ユーザーがクラス1の新しいユーザーの1つから接続要求を受け取ると、現在の関連付けられているユーザーの数、k₀に基づいて決定を行う。k₀≤Mの場合、クラス1の新しいユーザーを許可する。そうでない場合、クラス1のユーザーのどれかを切り離すことができるかどうかをチェックする。切り離すことができる場合、APはクラス2のユーザーの1つを切り離し、そして新しいクラス1のユーザーを許可する。

【0146】この使用優先度許可方式においては、低い方の優先度のユーザーを許可するための2つの方法がある。システム性能の条件が、低い方の優先度のユーザーが許可された後、切り離すのが適切であるようにになっている場合、低い方の優先度のユーザーは関連付けられるユーザーの合計数がMより小さい場合に限り許可される。しかし、クラス1の新しいユーザーが現われた場合、APはそのクラスの新しいユーザーを許可するために既に

許可されているクラス2のユーザのうちの1つに対して切り離しメッセージを送ることになる。1つの具体例においては「最近使われことが最も少ないもの」を選び、(loast recently used) 技法が、APが切り離すことになる際に許可されているクラス2のユーザを識別するために使われる。

[0147] システムの性能条件が、低い方の優先度のユーザが許可された後で切り離すことが不適切であるような場合、APは次の方法でクラス2のユーザを許可する。最もMであって、その新しいユーザがクラス2のユーザである場合、APはクラス2の関連付けられるユーザの数、すなわち、 $I_{\mu} < I_{\mu_2} < I_{\mu_3}$ であるかどうかを判定する。 $I_{\mu} < I_{\mu_2}$ であった場合、クラス2のその新しいユーザが許可される。そうでない場合、クラス2のその新しいユーザは許可されない。この方法は多重優先度クラスに拡張することができる。

[0148] 図19は本発明の1つの態様によるリモート・ホストの許可を制御するための、この具体例を示しているフローチャートである。図19の実施形態のネットワークはリモート・ホストの少なくとも2つの優先度クラスをサポートし、そして許可されるリモート・ホストの合計数の最大値、および低い方の優先度のリモートの許可される数の最大値の両方を有している。基地局が1910において許可されていないリモート・ホストから接続要求を受け取ると、基地局は1915においてそのホストが高い方の優先度クラスに属しているかどうかを判定する。そうであった場合、許可されているリモート・ホストの数がリモート・ホストの合計数の最大値より少ないと1920において判定された場合、そのまだ許可されていない高い方の優先度クラスが1925において許可される。許可されているリモート・ホストの合計数がリモート・ホストの合計数の最大値より小さくないと1920において判定された場合、低い方の優先度クラスの際に許可されているリモート・ホストがないと1930において判定された場合、その要求しているホストは1935において許可を拒否される。1930において既に許可されているホストの1つが低い方の優先度クラスに属して許可された場合、そしてその優先度クラスに属して許可されていることを示す許可された時点において許可されることが示されていると1940において判定された場合、その低い方の優先度のクラスのリモート・ホストは1945において切り離される。その高い方の優先度クラスから要求しているリモート・ホストを1925において許可することができるようになる。1つの実施形態においては、低い方の優先度クラスのうちの一は最近使われることが最も少ない方の優先度クラスに属して許可されている。1910において基地局において受信された接続要求が、低い方の優先度クラスに属しているまだ許可されていないリモート・ホストからの要求であると1915において判定された場合、許可されているリモート・

ホストの合計個数が許可可能な最大数より少ないと1950において判定された場合、そして要求している低い方の優先度のリモート・ホストが処理中十分な状態で切り離されても差し支えないことを示していると1955において判定された場合、その低い方の優先度のホストは1925において許可される。許可されているリモート・ホストの合計数が最大値より小さいと1950において判定された場合、そしてまだ許可されていない低い方の優先度のリモート・ホストが処理中中で切り離しが不適切であることを示していると1955において判定された場合、その低い方の優先度のリモート・ホストは、既に許可されている低い方の優先度のホストの数が成るしきい値より小さいと1960において判定された場合にのみ、1925において許可される。それ以外の場合、その要求している低い方の優先度のホストは1935において許可を拒否される。これはまたかも、許可されていないユーザの合計数が許可される最大値より少なくなかったと1950において判定されたかのように行われる。

[0149] この許可制御技法の代わりの実施形態においては、低い方の優先度のクラスのエラー（たとえば、クラス2のエラー）は、現在関連付けられているすべてのクラスのユーザの合計数が第2のしきい値より小さい場合に許可される。その第2のしきい値は普通はその低い方の優先度のクラスに属して（第2のしきい値として）ユーザの数の数に部分的に基づいて（現在のしきい値として）い値より小さい。この実施形態においては、現在関連付けられているユーザの合計数が Q_1 より小さかった場合（ $Q_1 + 1 < Q_2$ および $Q_1 = N$ ）、優先度クラスiからの新しいユーザは許可される。

[0150] 1つの実施形態においてはAPは各コネクショに対して次の情報を収集する。(i) 平均の使用レート、(ii) ネットワークをそのコネクションが最後に使った時刻、(iii) フレーム・エラー・レート、(iv) パケット消失レート。次に過負荷制御の技法によって、このAPは込み合っているときには低い方の優先度のユーザを切り離すことができる。代わりに低い方の優先度のユーザを切り離す代わりに、それらのユーザを負荷の低い近くの他のAPに対してリダイレクトすることができ。

[0151] ダウンリンク/アップリンクのパワファの占有度が高い方のしきい値を超えた場合、そのアクセス・ポイント、好適な実施形態においては、これが特定のコネクショまたはコネクショのグループによって発生したかどうかを判定する。それが特定のコネクショによって生じた場合、アクセス・ポイントはそのコネクショに対してフロー制御信号を送り、それがさらにデータを送るのを防止する。さらに、そのアクセス・ポイントには割り当てられているバンド幅が可変であること

が許せるということとコネクションのセットアップ時に示した任意のユーザに対して割り当てられているバンド幅の共有を減らすことができる。

[0152] 多くのコネクションに対するダウンリンク・フレームのエラー・レートの測定値が増加しつつあることが分かった場合、そのAPは他のアクセス・ポイントからの妨害のレベルが増えている可能性がある。許可されているすべてのユーザは一般的に2つのカテゴリに分類することができる。それらはサービスの中断を許すものと許さないものである。妨害レベルが増加しているために込み合っているとき、アクセス・ポイントはサービスの中断を許可するユーザのクラスを、残りのユーザに対してより多くのバンド幅を割り当てることができるようにするために切り離すことを選択することができる（利用できるバンド幅が増えることにより再送信のための機会を多くすることができる）。

[0153] 特定の1つのコネクションだけがそのダウンリンク・フレーム・エラー・レートが高くなってきている場合、そのアクセス・ポイントはその性能が悪化しているコネクションが高い方の優先度のコネクションである場合に、他のコネクションを切り離すことを選択することができる。たとえば、特定の高い方の優先度のコネクションがそのアップリンクのフレーム・エラー・レートが高くなっているとき、アクセス・ポイントはその高い方の優先度のコネクションに対してより多くのバンド幅を与えるために、他のユーザを切り離すことができる。関連付けられているすべてのコネクションの大半が、そのアップリンク・フレームのエラー・レートが高くなっている場合、そのAPは代わりに込み入っている番号を無線ハブへ送り、無線ハブは他のアクセス・ポイントのアクセスを調整することができ。それはそれらのアクセス・ポイントが新しいユーザを受け入れ、そして低い方の優先度のユーザを拒否することを禁止するためにこれらのアクセス・ポイントに対して信号を送信することなどによって行うことができる。

[0154] また、短いパスト性のメッセージにおいて突然の増加が発生する機会もあり得る。そのアクセス・ポイントにおけるアップリンクまたはダウンリンクのキューのいずれかにおいて短いパケットが長い間キューの中に積み上げられ、それに対して割り当てられている生存時間の値を超えた場合、それらは捨てられ、結果としてそのアクセス・ポイントにおけるポルネットを処理するためにパケットの消失レートが増加する。そのような過負荷の状態においては、アクセス・ポイントは優先度の低いいくつかのユーザを一時的に切り離すこと他の他の組合せも適切な場合がある。その基地局によって決定される正確な組合せは、そのネットワークの中で観測される特定の込み入った状態によって変わる。

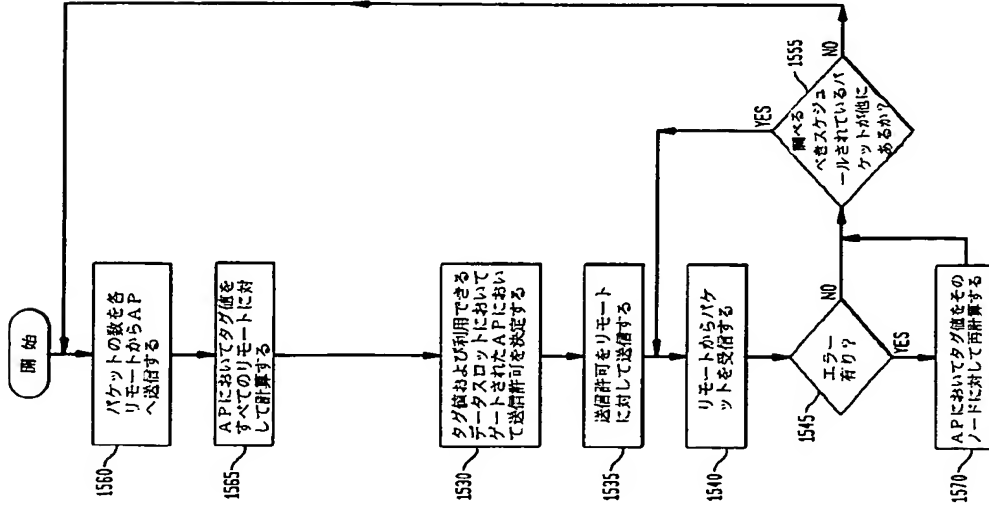
[0155] 過負荷制御のための方法の特定の実施形態

図21のフローチャートに示されている。図21において分けるように、アップリンクのフレーム・エラー・レートは2110において、アップリンクの平均ビット・レート、アップリンク・トラフィックのバースト性ファ・レート、およびパケット消失レートに基づいて各リモート・ノードに対して絶えず測定される。同様に、ダウンリンクのフレーム・エラー・レートは各リモート・ホストにおいてダウンリンクの平均ビット・レート、ダウンリンク・トラフィックのバースト性ファクタ、およびパケット消失レートに基づいて2115において測定され、その後に次に各FERが2110において基地局に対して送られる。この手順は2125において継続され、現在許可されているすべてのリモート・ホストが、それぞれのFERを基地局に対して送ることができ。過負荷状態が存在している場合、フロー制御のメッセージが少なくとも1つのリモート・ホストと基地局との間でデュー・フローを制御するために、2130においてフロー制御のメッセージが送られる。生存時間のしきい値を基地局におけるパケットが超過している2135において判定された場合、そのパケットは2140において捨てられ、指定された時間の間フレーム・エラー・レートのしきい値を、フレーム・エラー・レートが超過していると2145において判定されたコネクション、およびそれらのコネクションが中断されてもよいことを示したと2150において判定されたコネクションは2155において切り離される。

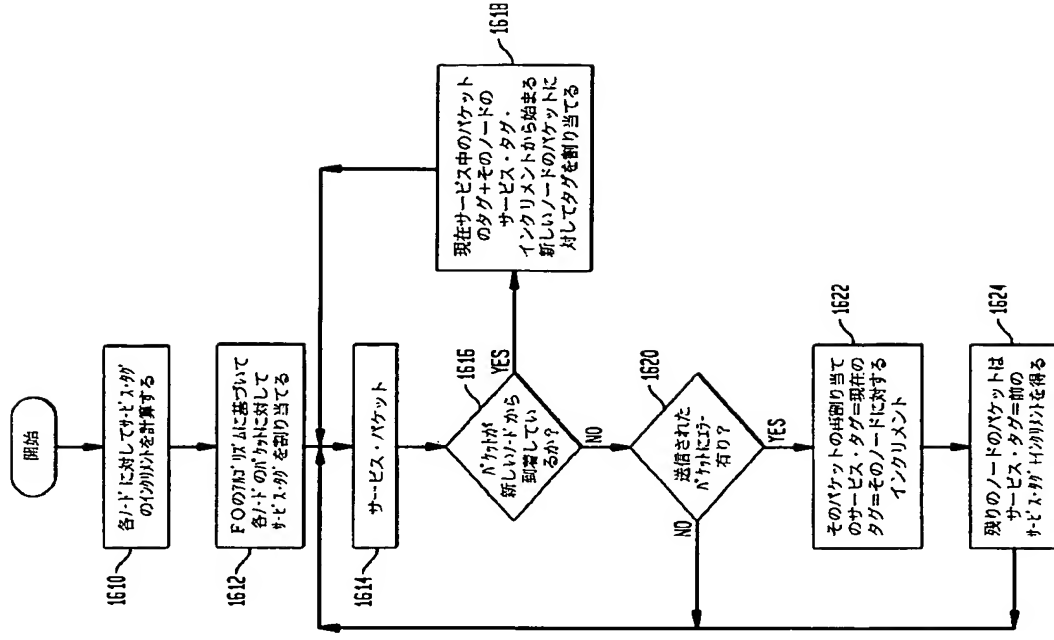
[0156] 特定のサービスの品質を得るために、各接続要求は次の情報を含む。それらはバンド幅要求、遅延時間の条件、「消失許容/禁止」のタグ、「サービスの中断許可」フラグ、許容できるパケット消失レート、およびビークのデータ・レートから構成されるトラフィック・ディクリプタ、平均データ・レート、および各方向、すなわち、アップリンクおよびダウンリンクの方向に対する潜在的なバースト性ファクタである。たとえば、遅延の条件が20msであって、そして「消失許容」が指定されているコネクションはそれが送信するメッセージ、あるいはそれが受け取るに指定されるメッセージがその無線モードまたはアクセス・ポイントにおけるキューの中に20ms以上の間入っていた場合、そのパケットは捨てられる。そのユーザが遅延条件を指定したが、それを「消失禁止」としてそれ自身を分類する場合、そのユーザに向けているパケットはパワファのオーバーフローが起るまでは捨てられない。バンド幅の要求、遅延の条件、パケットの消失レート、およびトラフィック・ディクリプタはすべて許可制御技法の中で使われる。

[0157] この分野の技術において知られている任意の方法を使ってデータのセキュリティ機能を実装することができる。1つの例は米国特許「電子通信学会 (IEEE) の標準規格802.11の有線ローカル・エリ

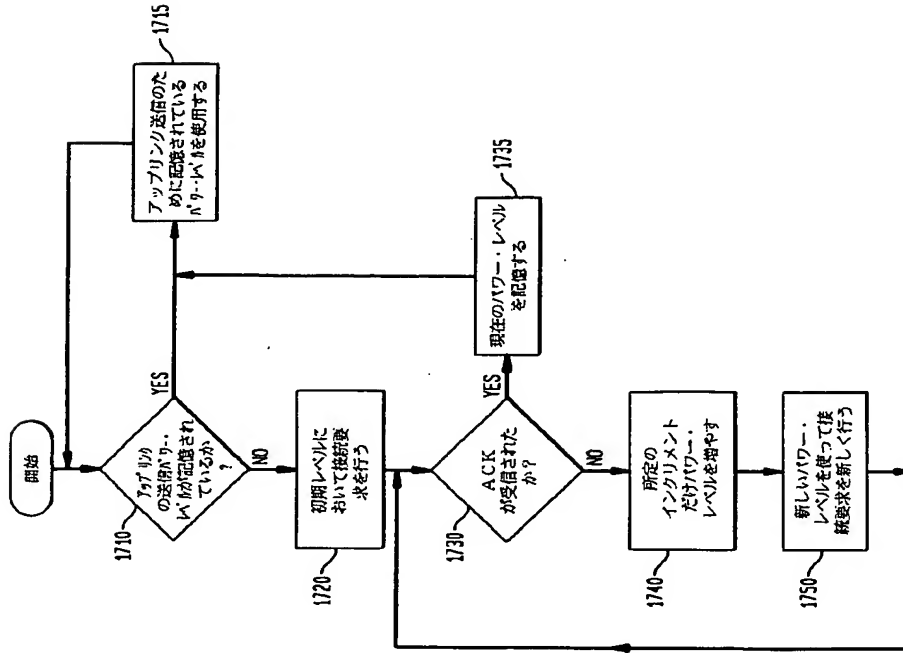
【図15B】



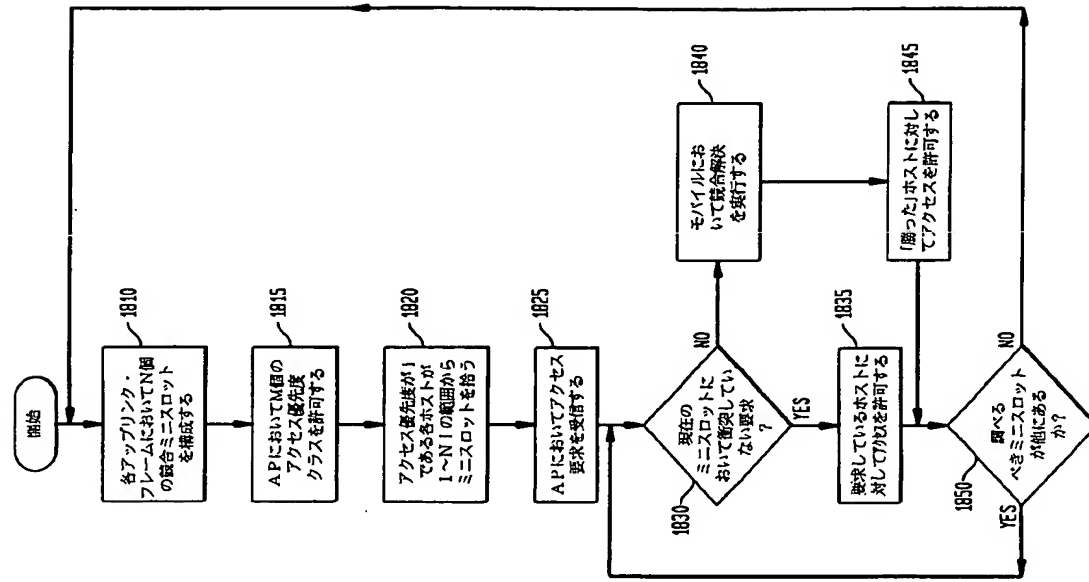
【図16】



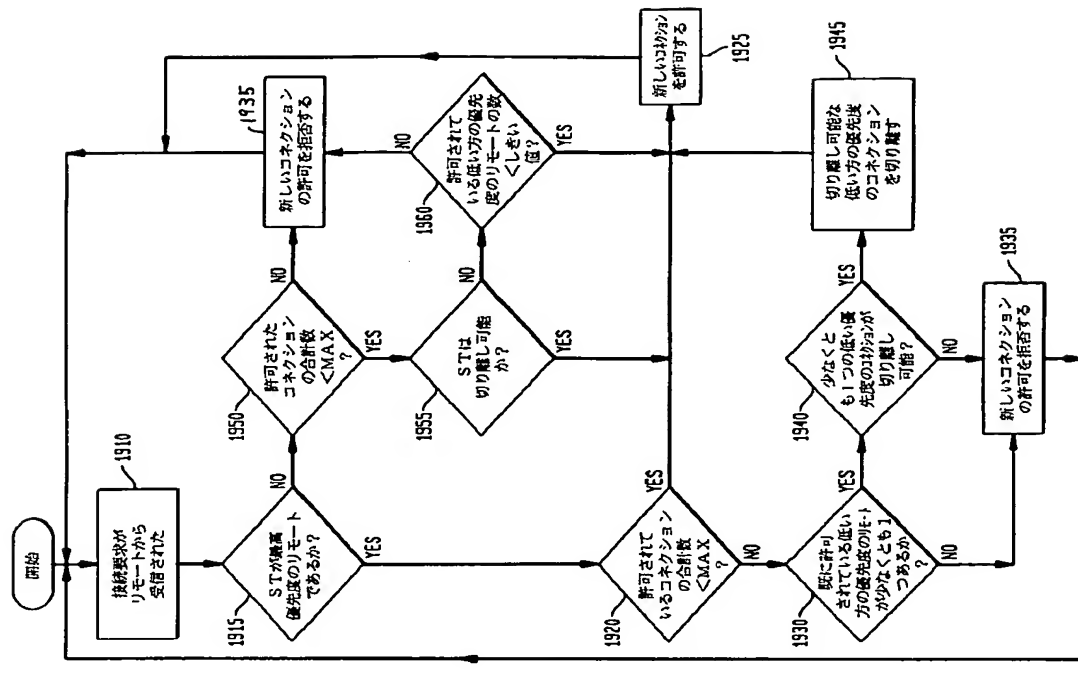
【図17】



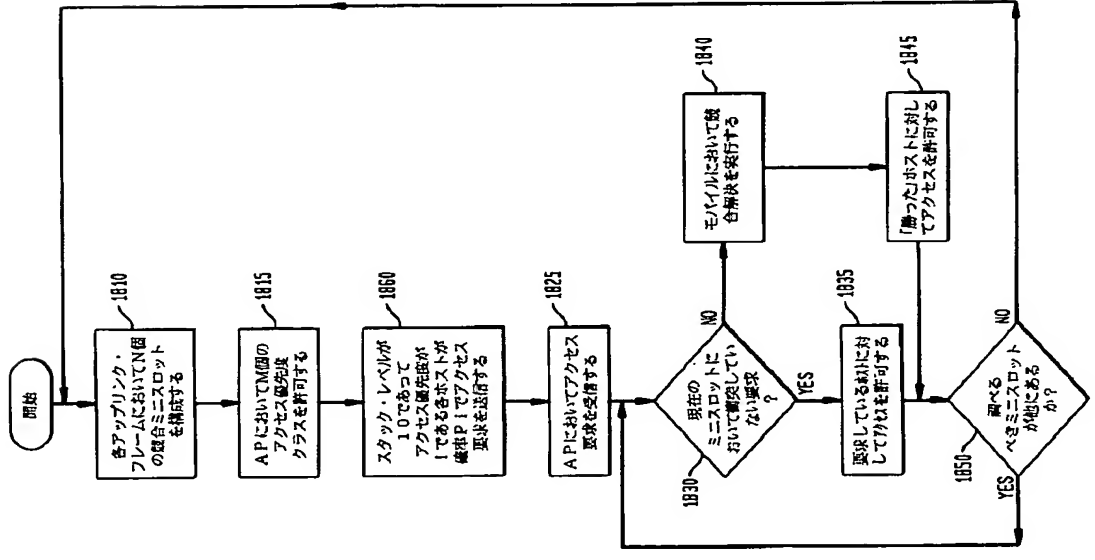
【図18A】



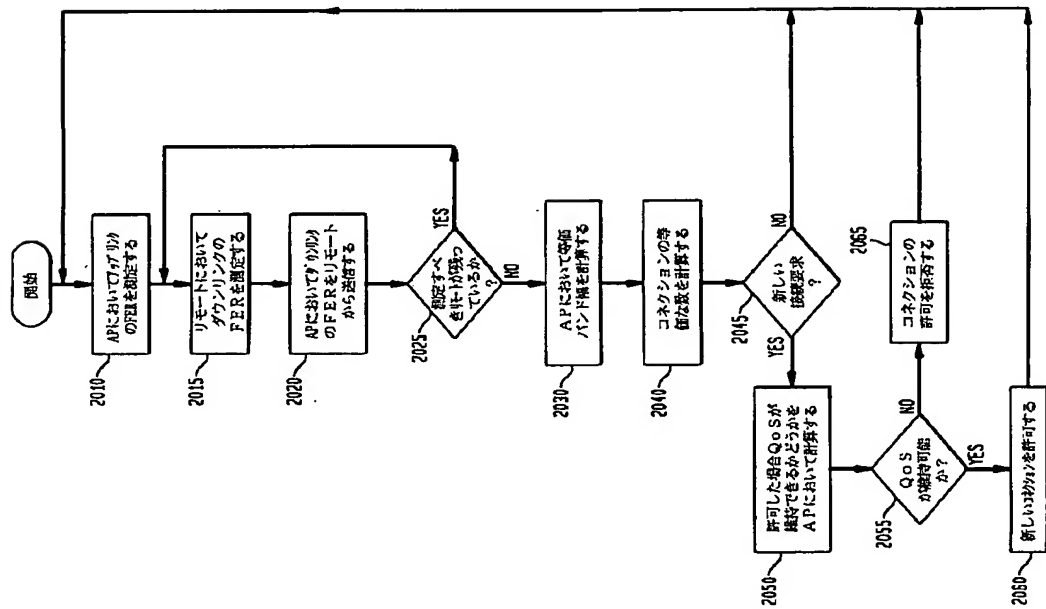
【図19】



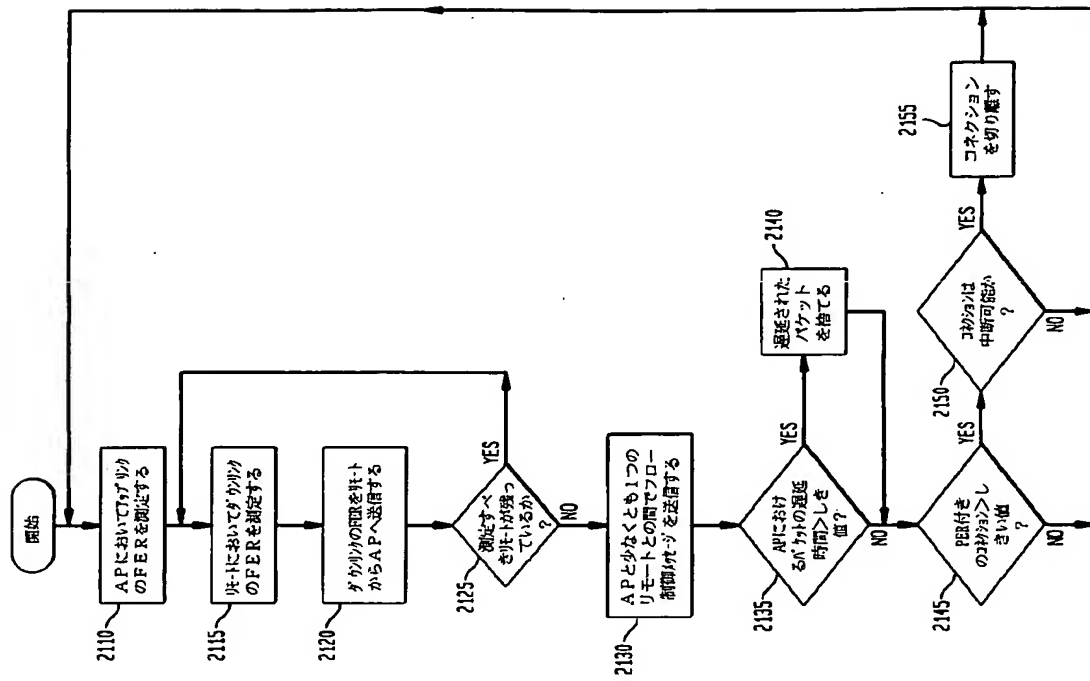
【図18B】



[20]



【图21】



【図23】

